

Attorney Docket No. 826.1735

IN THE UNITED STATES PATENT AND TRADEMARK OFFICE

In re Patent Application of:

Yoshiyuki OKADA

Application No.:

Group Art Unit:

Filed: July 10, 2001

Examiner:

For: ACCESS CONTROL APPARATUS AND METHOD FOR CONTROLLING ACCESS TO
STORAGE MEDIUM

**SUBMISSION OF CERTIFIED COPY OF PRIOR FOREIGN
APPLICATION IN ACCORDANCE
WITH THE REQUIREMENTS OF 37 C.F.R. §1.55**

Assistant Commissioner for Patents
Washington, D.C. 20231

Sir:

In accordance with the provisions of 37 C.F.R. §1.55, the applicant(s) submit(s) herewith
a certified copy of the following foreign application:

Japanese Patent Application No. 11-004979

Filed: January 12, 1999

It is respectfully requested that the applicant(s) be given the benefit of the foreign filing
date(s) as evidenced by the certified papers attached hereto, in accordance with the
requirements of 35 U.S.C. §119.

Respectfully submitted,

STAAS & HALSEY LLP

Date: July 10, 2001

By: _____

James D. Halsey, Jr.
Registration No. 22,729

700 11th Street, N.W., Ste. 500
Washington, D.C. 20001
(202) 434-1500

PATENT OFFICE
JAPANESE GOVERNMENT

JC997 U.S. PTO
09/901605
07/11/01

This is to certify that the annexed is a true copy of the following application as filed with this Office.

Date of Application: January 12, 1999

Application Number: Patent Application
No. 11-004979

Applicant(s): FUJITSU LIMITED

February 16, 2001

Commissioner,
Patent Office Kozo Oikawa

Certificate No. 2001-3007750

日 本 国 特 許 庁

PATENT OFFICE
JAPANESE GOVERNMENT

別紙添付の書類に記載されている事項は下記の出願書類に記載されている事項と同一であることを証明する。

This is to certify that the annexed is a true copy of the following application as filed with this Office.

09/901605

出 願 年 月 日

Date of Application:

1999年 1月12日

出 願 番 号

Application Number:

平成11年特許願第004979号

出 願 人

Applicant (s):

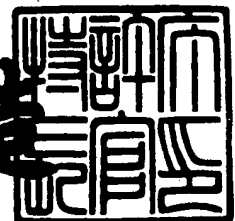
富士通株式会社

CERTIFIED COPY OF
PRIORITY DOCUMENT

2001年 2月16日

特許庁長官
Commissioner,
Patent Office

及 川 耕 造



出証番号 出証特2001-3007750

【書類名】 特許願

【整理番号】 9803646

【提出日】 平成11年 1月12日

【あて先】 特許庁長官殿

【国際特許分類】 G06F 3/06
G11B 19/02

【発明の名称】 記録媒体へのアクセスを制御するアクセス制御装置および方法

【請求項の数】 16

【発明者】
【住所又は居所】 神奈川県川崎市中原区上小田中 4 丁目 1 番 1 号 富士通株式会社内

【氏名】 岡田 佳之

【特許出願人】
【識別番号】 000005223

【氏名又は名称】 富士通株式会社

【代理人】
【識別番号】 100074099

【住所又は居所】 東京都千代田区二番町 8 番地 2 0 二番町ビル 3 F

【弁理士】
【氏名又は名称】 大菅 義之

【電話番号】 03-3238-0031

【選任した代理人】
【識別番号】 100067987

【住所又は居所】 神奈川県横浜市港北区太尾町 1 4 1 8 - 3 0 5 (大倉山二番館)

【弁理士】
【氏名又は名称】 久木元 彰

【電話番号】 045-545-9280

【手数料の表示】

【予納台帳番号】 012542

【納付金額】 21,000円

【提出物件の目録】

【物件名】 明細書 1

【物件名】 図面 1

【物件名】 要約書 1

【包括委任状番号】 9705047

【ブルーフの要否】 要

【書類名】 明細書

【発明の名称】 記録媒体へのアクセスを制御するアクセス制御装置および方法

【特許請求の範囲】

【請求項 1】 記録媒体への複数のアクセス要求を処理するアクセス制御装置であって、

データの転送レートの変化に応じてアクセス処理の終了期限を決定し、該終了期限の早い順に前記複数のアクセス要求の実行スケジュールを設定するスケジューリング手段と、

前記実行スケジュールに従って前記複数のアクセス要求の実行を制御する制御手段と

を備えることを特徴とするアクセス制御装置。

【請求項 2】 前記スケジューリング手段は、前記記録媒体からデータを読み出す要求に対して、読み出しデータの書き込み時の終了期限に関する情報に基づいて、読み出し処理の終了期限を決定することを特徴とする請求項 1 記載のアクセス制御装置。

【請求項 3】 前記制御手段は、前記記録媒体へデータを書き込む要求に対して、送られてきたデータのうちダミーデータを除く有効データを、書き込みデータとしてバッファリングするバッファ手段を含み、前記スケジューリング手段は、該バッファ手段が該有効データを所定領域にバッファリングするのに要する時間に基づいて、書き込み処理の終了期限を決定することを特徴とする請求項 1 記載のアクセス制御装置。

【請求項 4】 前記制御手段は、前記書き込み処理の終了期限に関する情報を、前記書き込みデータとともに前記記録媒体に書き込む制御を行うことを特徴とする請求項 3 記載のアクセス制御装置。

【請求項 5】 前記スケジューリング手段は、前記バッファ手段の書き込み可能な領域に有効データを最大転送レートで書き込むのに要する時間に基づいて、終了期限の上限を設定することを特徴とする請求項 3 記載のアクセス制御装置。

【請求項 6】 前記制御手段は、前記記録媒体からデータを読み出す要求に

対して、読み出しデータの書き込み時におけるダミーデータと有効データの転送順序に従って、該読み出しデータにダミーデータを付加して送り出す制御を行うことを特徴とする請求項 3 記載のアクセス制御装置。

【請求項 7】 前記バッファ手段は、前記ダミーデータと有効データの転送順序を表す時系列データを、前記書き込みデータとともにバッファリングし、前記制御手段は、該時系列データを該書き込みデータとともに前記記録媒体に書き込む制御と、該時系列データを該書き込みデータとともに該記録媒体から読み出し、該時系列データの内容に従って読み出しデータを送り出す制御とを行うことを特徴とする請求項 6 記載のアクセス制御装置。

【請求項 8】 ディスク型記録媒体への複数のアクセス要求を処理するアクセス制御装置であって、

前記記録媒体へデータを書き込む複数の書き込み要求に対して、該複数の書き込み要求に対応する複数の書き込み位置が互いに近接するように、書き込み領域を決定する決定手段と、

各書き込み要求の書き込みデータを前記書き込み領域にシーケンシャルに書き込む制御を行う制御手段と

を備えることを特徴とするアクセス制御装置。

【請求項 9】 前記決定手段は、前記書き込み要求の数および前記複数の書き込み要求の転送レートの総和のうち少なくとも一方に基づき、前記書き込み領域を決定することを特徴とする請求項 8 記載のアクセス制御装置。

【請求項 10】 前記決定手段は、書き込み要求の数が増えたとき、前記書き込み領域をより外周の領域に変更し、書き込み要求の数が減ったとき、該書き込み領域をより内周の領域に変更することを特徴とする請求項 8 記載のアクセス制御装置。

【請求項 11】 前記決定手段は、前記複数の書き込み要求の転送レートの総和が現在の書き込み領域の基準転送レートを上回るとき、該書き込み領域をより外周の領域に変更し、該総和が現在の書き込み領域の基準転送レートを下回り、かつ、より内周の領域の転送レートが該総和を上回るとき、該書き込み領域を該より内周の領域に変更することを特徴とする請求項 8 記載のアクセス制御装置

【請求項 1 2】 前記決定手段は、外周の領域と内周の領域を交互に前記書き込み領域として選択することを特徴とする請求項 8 記載のアクセス制御装置。

【請求項 1 3】 記録媒体への複数のアクセス要求を処理する処理装置のためのプログラムを記録したコンピュータ読み取り可能な記録媒体であって、

データの転送レートの変化に応じてアクセス処理の終了期限を決定するステップと、

前記終了期限の早い順に前記複数のアクセス要求の実行スケジュールを設定するステップと、

前記実行スケジュールに従って前記複数のアクセス要求の実行を制御するステップと

を含む処理を前記コンピュータに実行させるためのプログラムを記録したコンピュータ読み取り可能な記録媒体。

【請求項 1 4】 ディスク型記録媒体への複数のアクセス要求を処理する処理装置のためのプログラムを記録したコンピュータ読み取り可能な記録媒体であって、

前記ディスク型記録媒体へデータを書き込む複数の書き込み要求に対して、該複数の書き込み要求に対応する複数の書き込み位置が互いに近接するように、書き込み領域を決定するステップと、

各書き込み要求の書き込みデータを前記書き込み領域にシーケンシャルに書き込む制御を行うステップと

を含む処理を前記コンピュータに実行させるためのプログラムを記録したコンピュータ読み取り可能な記録媒体。

【請求項 1 5】 記録媒体への複数のアクセス要求を処理するアクセス制御方法であって、

データの転送レートの変化に応じてアクセス処理の終了期限を決定し、

前記終了期限の早い順に前記複数のアクセス要求の実行スケジュールを設定し

前記実行スケジュールに従って前記複数のアクセス要求の実行を制御する

ことを特徴とするアクセス制御方法。

【請求項 1 6】 ディスク型記録媒体への複数のアクセス要求を処理するアクセス制御方法であって、

前記ディスク型記録媒体へデータを書き込む複数の書き込み要求に対して、該複数の書き込み要求に対応する複数の書き込み位置が互いに近接するように、書き込み領域を決定し、

各書き込み要求の書き込みデータを前記書き込み領域にシーケンシャルに書き込む制御を行う

ことを特徴とするアクセス制御方法。

【発明の詳細な説明】

【0 0 0 1】

【発明の属する技術分野】

本発明は、複数チャネルのデータを同時に記録／再生するために、記録媒体へのアクセスを制御するアクセス制御装置およびその方法に関する。

【0 0 0 2】

【従来の技術】

近年、マイクロコンピュータやMPEG2 (moving picture experts group 2) 等の動画符号化／復号化LSI (large scale integration) の発展に伴い、映像のデジタル化が飛躍的に進み、その結果として、20世紀から21世紀に向けて、テレビ放送がアナログからデジタルへ急激に変化しようとしている。また、BS (broadcasting satellite)、CS (communications satellite) 等を利用した衛星放送では数100チャネルのプログラムを用意し、視聴者の多様化に 대응しようとしている。

【0 0 0 3】

放送のデジタル化および多チャネル化が進むにつれて、安価なセットトップボックス (STB) やデジタルTV (television) の開発等とあいまって、家庭にもデジタルの映像データを大量に取り込む時代が来ようとしており、記憶装置 (ストレージデバイス) にデータを蓄積する機会が増えると考えられる。

【0 0 0 4】

このような大容量の映像データを蓄積することを主な目的として、ハードディスクや光ディスク等の大容量ストレージデバイスの開発が活発に行われている。例えば、MPEG2を用いた場合、2時間程度の映像データを数GBに圧縮して蓄積することができる。

【0005】

このようなストレージデバイスでは、コンピュータの入出力システムとして求められるスループットの他に、新たにリアルタイム性が要求されることになる。そのような状況の中で、現在、STB、ストレージデバイス、およびTV（ディスプレイ装置）を結ぶホームネットワークとして最も期待されているインタフェースに、IEEE（institute of electrical and electronic engineers）1394と呼ばれる高速のI/Oインタフェースがある。

【0006】

IEEE1394インタフェースでは、音声や映像等のデータをリアルタイムで転送するために、同期（isochronous）転送という独自の転送モードを持っており、一定の転送レートでデータを送ることを保証している。したがって、IEEE1394を介して映像データをストレージデバイスに記録したり、ストレージデバイスから再生したりする場合は、この同期転送に基づき、リアルタイム要求に応えなければならない。

【0007】

また、多チャンネル化により、同時（正確には時系列）に複数のチャンネルを取り込む状況が想定される。したがって、リアルタイム要求を満たしつつ、どれだけ多くのチャンネルを効率よく同時に記録／再生できるかが鍵となる。

【0008】

ところが、ストレージデバイスの場合、データ転送の他に、シーク待ち、回転待ち、ベリファイ、リトライ等の時間ファクタが存在する。シーク待ちは、ディスクヘッドが所望のトラックまで移動するための時間を表し、回転待ちは、データの先頭が現れるまでのディスクの回転時間を表し、ベリファイは、書き込みデータの確認処理を表し、リトライは、アクセスが失敗した場合の再アクセスを表す。

【0009】

これらの時間ファクタは、ある期限までに処理を終了してスケジュールを守るというリアルタイム処理の妨げとなっている。そこで、従来は、効率よくディスクをアクセスするために、ディスクスケジューリングにより実行の順序や記録場所をコントロールしている。

【0010】

従来のスケジューリングアルゴリズムとしては、次のようなものが挙げられる (A. L. N. Reddy and J. C. Wyllie, "I/O Issues in a Multimedia System", Computer, 27, Mar, pp. 69-74, 1994.)。

(1) EDF (Earliest Deadline First) : 終了期限 (deadline) が最も迫っている処理を優先する方法。

(2) LSTF (Least Slack Time First) : 時間の余裕が最も少ない処理を優先する方法。

(3) SSTF (Shortest Seek Time First) : シーク時間が最短の処理を優先する方法。

(4) SCAN : シーク方向が同じでかつシーク時間が最短の処理を優先する方法。

(5) SCAN-EDF : まず、終了期限を優先し、同じ期限の場合は、SCANを採用する方法。

【0011】

これらのアルゴリズムのうち、(1)と(2)は、時間の要素のみを考慮しており、ディスクアクセスの効率化(シーク時間の短縮)を考慮していない。逆に、(3)と(4)は、ディスクアクセスの効率化の要素のみを考慮しており、時間の要素を考慮していないため、リアルタイム処理に適さない。したがって、時間とディスクアクセスの効率化の両方を考慮している(5)のアルゴリズムが、現在では一般的となっている。

【0012】

図21は、このようなEDFおよびSCANによるディスクスケジューリングの概念を示している。ここでは、時分割で4つのチャネルの映像データがディス

ク1内を流れると仮定している。4つのチャンネルCh1、Ch2、Ch3、およびCh4のうち、Ch1、Ch2、およびCh3については、送られてきた映像データをディスク1に書き込む処理(W r i t e)が行われ、Ch4については、ディスク1から映像データを読み出す処理(R e a d)が行われる。

【0013】

従来のスケジューリングの用途としては再生(プレイバック)が多く、書き込みの同時性はほとんど考慮されていない。したがって、各チャンネルの映像データは、読み出し易いようにシーケンシャルに固まって集中しており、各チャンネルのアドレスポイントは分散される場合が多い。ここでは、ディスク1上で各チャンネルのデータの書き込み/読み出し位置を表すアドレスポイントは、右端に示すように、ディスク1の外周から内周に向かってCh1、Ch3、Ch4、Ch2の順に分散されている。

【0014】

W r i t e処理の場合は、まず、送られてきた映像データを一時ダブルバッファ(バッファメモリ)2の片方に蓄積する。次に、次の映像データをダブルバッファ2の他方に蓄積している間に、最初に蓄積された映像データをディスク1に書き込む処理を終了しなければならない。例えば、Ch1では、周期(round)Tの間に、データW12がバッファ2に蓄積され、データW11がバッファ2からディスク1に書き込まなければならない。Ch2とCh3についても同様である。

【0015】

また、R e a d処理の場合は、まず、映像データをディスク1から読み出し、一時ダブルバッファ2の片方に蓄積する。次に、蓄積された映像データを送り出している間に、次の映像データをディスク1から先読みして、ダブルバッファの他方に蓄積する処理を終了しなければならない。例えば、Ch4では、周期Tの間に、データR42をバッファ2から送り出している間に、次のデータR43がディスク1から読み出されなければならない。

【0016】

図21では、時系列的にCh1、Ch2、Ch3、Ch4の順でディスクアク

セスが要求されるため、終了期限も同じ順に設定される。したがって、EDFを採用した場合、ディスク1は、Ch1、Ch2、Ch3、Ch4、Ch1、Ch2、Ch3、Ch4、... の順にアクセスされる。

【0017】

しかし、各チャンネルのアドレスポイントが異なる順に配置されているため、チャンネル間のシーク距離が長く、ヘッドが移動するのに時間がかかる。特に、Ch1とCh2のアドレスポイントは大きく離れており、Ch1の書き込みからCh2の書き込みまでに時間がかかる。

【0018】

また、SCANを採用した場合、アクセス要求の順に関係なく、ヘッドの位置からシーク相対距離が短い順に、Ch1、Ch3、Ch4、Ch2のようにアクセスされ、ここでシーク方向が逆になって、さらにCh2、Ch4、Ch3、Ch1、... の順でアクセスされる。この場合、アクセス要求の順序に対して、Ch1の書き込みは、ある周期では最初に処理され、次の周期では最後に処理されるため、時間間隔が空きすぎてアクセス要求を満たせなくなることがある。そこで、アクセス要求を満たすためには、バッファ2をより大きくする必要がある。

【0019】

これに対して、(5)のSCAN-EDFは、EDFとSCANを混在させた方法であり、シーク時間とアクセス要求の順序の両方を考慮したスケジューリングを行うことができる。

【0020】

【発明が解決しようとする課題】

しかしながら、上述した従来のディスクスケジューリングには、次のような問題がある。

【0021】

従来のスケジューリングでは、ストレージデバイスが映像データを一定レートで受け取り、一定レートで送り出すことを仮定している。例えば、図22は、6つのチャンネルの映像データが、それぞれ、一定の帯域（ビットレート）でストレ

ージデバイスに入力される様子を示している。ここで、1トランスポンダは、衛星放送における1回線の容量に対応する。

【0022】

このような仮定の下では、各チャネルの書き込み／読み出しの終了期限は周期的に訪れると考えられ、終了期限は最初に決められた周期情報に基づいて設定される傾向にある。

【0023】

ところが、デジタル放送等で流れる映像データは、図23に示すように、統計多重化されており、転送レートは必ずしも一定ではない。この場合、1トランスポンダのレートは一定だが、各チャネルのMPEG2の転送レートは画像の動きの激しさに応じて変化し、これにより効率の良い放送が実現される。

【0024】

ところで、IEEE1394上の同期転送によりパケット転送を行う場合、通常、パケット内に転送すべきデータを含ませる。しかし、このような可変レートで送られてくる映像データでは、レートが変わったりしてデータが揃わない場合に、データを含まないダミー・パケットを転送して、転送の時間保証を継続している(IEC(international electrotechnical commission)18663およびIEEE1394-1995に準拠)。

【0025】

図24は、このようなパケット転送の手順を示している。ここでは、188バイトのトランスポート・パケット3に4バイトのタイム・スタンプTが付加されて、192バイトのパケットが生成され、それが24バイト単位のデータ・ブロックに分割される。そして、4つ(他の整数でもよい)のデータ・ブロックが1つのデータ・ブロック・パケット4にまとめられ、同期転送パケットとして転送される。

【0026】

データ・ブロック・パケット4には、IEEE1394のヘッダHとマルチメディアデータ用のCIP(common isochronous packet)ヘッダとが付加される。CIPヘッダには、データ・ブロックの分割方法が定義されており、受信ノー

ドは、この情報に基づいてトランスポート・パケット 3 を組み立て直すことができる。

【0027】

125 μ s 毎に 1 つのサイクル・スタート・パケット S と 1 つのデータ・ブロック・パケット 4 が転送されるが、データ・ブロックがないときは、CIP ヘッダのみのダミー・パケット 5 が同期転送パケットとして転送される。

【0028】

このような状況で従来のような終了期限を設定すると、同期転送パケットがすべてデータ・ブロックを含む場合の最大転送レートに合わせて、実際よりも厳しい（早い）終了期限を定義することとなり、より多数のチャネルを処理できなくなるという問題がある。

【0029】

また、上述した（1）－（5）のスケジューリングは、いずれもプレイバックを主な適用対象としており、ディスク上の書き込み場所を規定しておらず、個々の映像データはディスク上に分散していると仮定している。したがって、多数のチャネルを処理する場合、長いシーク時間がかかることが多く、好ましくない。

【0030】

また、現在のディスクには、高密度の特徴を活かして複数のゾーン（トラックの集合）が設けられ、同じ回転数でも外周のゾーンのデータ量を内周のゾーンより多くすることで、転送速度を速くしている（zone constant angular velocity, ZCAV）。最内周の転送レートは、例えば、最外周のその 60% 程度である。

【0031】

ところが、従来のスケジューリングでは、このような複数のゾーンの存在を考慮しておらず、ディスク上のデータは内周も外周も一様に分布し、データ量も転送レートも共に一定であると仮定している。このため、特に内周部分に転送レートの高いデータが集中して書き込まれた場合には処理効率が悪くなり、多数のチャネルの処理に適さないという問題もある。

【0032】

本発明の課題は、複数チャネルのデータの記録／再生に伴う記録媒体へのアクセスをリアルタイムで処理する場合に、より多くのチャネルを効率良く処理するアクセス制御装置およびその方法を提供することである。

【 0 0 3 3 】

【課題を解決するための手段】

図 1 は、本発明のアクセス制御装置の原理図である。

【 0 0 3 4 】

本発明の第 1 の原理によれば、アクセス制御装置は、スケジューリング手段 1 1 および制御手段 1 2 を備え、記録媒体への複数のアクセス要求を処理する。

【 0 0 3 5 】

スケジューリング手段 1 1 は、データの転送レートの変化に応じてアクセス処理の終了期限を決定し、終了期限の早い順に複数のアクセス要求の実行スケジュールを設定する。制御手段 1 2 は、実行スケジュールに従ってそれらのアクセス要求の実行を制御する。

【 0 0 3 6 】

例えば、同期転送の場合、データの転送レートは挿入されるダミー・パケットの割合に応じて刻々と変化する。スケジューリング手段 1 1 は、その時々々の転送レートに応じて動的に書き込み／読み出し処理の終了期限を決定し、終了期限の早い順に書き込み／読み出し処理を実行するようなスケジュールを設定する。そして、制御手段 1 2 は、設定されたスケジュールに従って、それらの書き込み／読み出し処理の実行を制御する。

【 0 0 3 7 】

このようなアクセス制御装置によれば、実際の転送レートに従って終了期限が決定され、それに基づいて柔軟なスケジューリングが行われる。このため、統計多重化された可変レートの映像データをリアルタイムで記録／再生する場合でも、各チャネルの転送レートに合わせたスケジューリングが行われ、より多数のチャネルの記録／再生が可能になる。

【 0 0 3 8 】

また、本発明の第 2 の原理によれば、アクセス制御装置は、制御手段 1 2 およ

び決定手段13を備え、ディスク型記録媒体への複数のアクセス要求を処理する。

【0039】

決定手段13は、記録媒体へデータを書き込む複数の書き込み要求に対して、それらの書き込み要求に対応する複数の書き込み位置が互いに近接するように、書き込み領域を決定する。制御手段12は、各書き込み要求の書き込みデータを上記書き込み領域にシーケンシャルに書き込む制御を行う。

【0040】

決定手段13は、互いに近接する複数の書き込み位置を含む書き込み領域を決定し、制御手段12は、各書き込み要求の書き込みデータを、その書き込み領域内の複数の書き込み位置にシーケンシャルに書き込む制御を行う。これらの書き込み位置は、例えば、ディスク型記録媒体上に設けられたゾーン内の連続アドレスに対応する。

【0041】

このようなアクセス制御装置によれば、複数チャネルの映像データの同時書き込みが要求された場合でも、それらのチャネルのデータがまとめてシーケンシャルに書き込まれ、書き込みの際のシーク待ちや回転待ちが大幅に削減される。これにより、処理が効率化され、より多数のチャネルの記録／再生が可能になる。

【0042】

例えば、図1のスケジューリング手段11および決定手段13は、後述する図2のMPU（マイクロプロセッサユニット）31に対応し、制御手段12は、MPU31、LSI32、ドライバ回路33、およびバッファメモリ34に対応する。

【0043】

【発明の実施の形態】

以下、図面を参照しながら、本発明の実施の形態を詳細に説明する。

【0044】

本発明においては、受け取った転送パケットからダミー・パケットを省き、有効なデータを一定のブロック単位でバッファメモリに一時蓄積する。このとき、

ダミー・パケットが多いほど、有効なデータを蓄積するために多くの時間がかかることになる。そして、各チャンネルの蓄積時間に対応して終了期限を随時設定し、その終了期限に従ってスケジューリングを行う。

【0045】

このように、実際の転送レートに依存する蓄積時間に応じて終了期限を柔軟に設定することで、スケジューリングの時間制約が穏やかになり、より多数のチャンネルまたはより高速なチャンネルを処理できるようになる。

【0046】

また、より厳しい条件（特に、より多数のチャンネルまたはより高速なチャンネル）で書き込みが同時に起こる場合、より転送能力のあるディスクの外周ゾーンをアクセスポイントとして、データを集中的に（時系列で連続的に）書き込むようにスケジューリングする。これにより、転送レートとシーク待ちの両方の時間制約が軽減され、より多数のチャンネルまたはより高速なチャンネルを処理できるようになる。

【0047】

図2は、本発明のアクセス制御装置を含むストレージシステムの構成図である。図2のストレージシステムは、ストレージデバイス21、STB22、およびデジタルTV23を備え、これらの各装置はIEEE1394回線24により互いに接続されている。STB22は、例えば、外部のネットワークからMPEGの映像データを受信し、それを同期転送によりストレージデバイス21に転送する。そして、デジタルTV23は、ストレージデバイス21に格納された映像データを読み出して、画面に表示する。

【0048】

ストレージデバイス21において、ディスクアクセスの制御を行う回路は、ディスクアクセス制御用MPU31（マイクロプロセッサユニット）、IEEE1394LSI32、ディスクドライバ33、およびバッファメモリ34を含み、これらの各装置はバス35により互いに接続されている。

【0049】

LSI32は、回線24とストレージデバイス21の間の通信インタフェース

として動作する。バッファメモリ 34 は、例えば、64 キロバイト (KB) のブロックを 16 個含み、回線 24 を介して送られてきた映像データまたは回線 24 へ送り出す映像データを一時的に蓄積する。

【0050】

MPU 31 は、回線 24 から入力される Read/Write 命令を受け、ディスクスケジューリングのアルゴリズムに従って、ディスク 36 のアクセス実行順序と読み出し/書き込み場所を決定する。そして、その順序に従って、ディスク 36 を搭載したディスクドライブに、ドライバ回路 33 を介してアクセスする。

【0051】

図 3 は、MPU 31 によるディスクスケジューリングの原理フローチャートである。MPU 31 は、まず、複数チャネルの Read/Write のリアルタイム命令に従って、バッファメモリ 34 の一定の単位ブロックにデータを一時蓄積する (ステップ S1)。単位ブロックのサイズは、通常、ディスクトラックの単位に対応して決められ、64 KB 程度に設定される。

【0052】

次に、バッファメモリ 34 の単位ブロックにデータを一時蓄積するのに要した時間に応じて、各チャネルの終了期限を決定する (ステップ S2)。書き込みデータの一時蓄積の際には、受け取った転送パケットのうち、データ・ブロック・パケットのデータのみを蓄積し、ダミー・パケットは廃棄される。このため、ダミー・パケットの出現頻度に応じて処理時間が異なり、転送レートは可変になる。

【0053】

次に、複数チャネルの中の最大転送レートに対応する周期毎に、SCAN-E DF に基づいてスケジューリングを行う (ステップ S3)。

【0054】

最大転送レートは、ダミー・パケットなしでデータ・ブロック・パケットを連続転送した場合のレートに相当し、このとき、単位ブロック当たりのデータ転送時間は最短となる。すべてのチャネルが最大転送レートでデータを転送する場合

を考えると、最短のデータ転送時間毎に新たな終了期限が決定されることになる。そこで、このような場合のスケジューリングミスを防ぐため、単位ブロック当たりの最短のデータ転送時間を周期として、定期的にスケジューリングを行う。

【0055】

ここでは、SCAN-EDFのアルゴリズムに基づいて、終了期限が迫っている処理を優先的にスケジューリングする。また、同じ終了期限の処理が複数ある場合には、シーク距離が短いチャネルを優先する。このように、ステップS2で決めた終了期限をSCAN-EDFに適用することで、実際の処理状況に合わせて時間制約がより穏やかになる。

【0056】

図4は、このようなディスクスケジューリングの例を示している。ここでは、4つのチャネルCh1、Ch2、Ch3、およびCh4のうち、Ch1、Ch2、およびCh3の3つのチャネルではWrite処理が行われ、Ch4ではRead処理が行われている。

【0057】

パケットWは、書き込みデータを含むデータ・ブロック・パケットを表し、パケットRは、読み出しデータを含むデータ・ブロック・パケットを表し、パケットDは、ダミー・パケットを表す。また、バッファメモリ34内では、各チャネルにそれぞれ3つの単位ブロックが割り当てられている。

【0058】

Write処理においては、ダミー・パケットDを除く有効パケットWのデータが、バッファメモリ34の1つの単位ブロックに一時蓄積される。このとき、単位ブロック分のデータをバッファメモリ34に書き込むのに要した時間により、各チャネルの終了期限が設定される。

【0059】

そして、最大転送レート、終了期限情報、および有効パケットとダミー・パケットの種別を時系列的に示したバイナリデータが、有効データとともにディスク36に記録される。これらのデータは、バッファメモリ34を介して、図5に示すようなフォーマットでディスク36に記録される。最大転送レートは、例えば

、1 パケット当たりの有効データのバイト数で表される。

【0060】

また、終了期限情報としては、例えば、単位ブロック分のデータの一時蓄積に要した時間を記録してもよく、その間に受け取った有効パケットとダミー・パケットの数の合計を記録してもよい。図4では、後者の終了期限情報が用いられており、バイナリデータとしては、有効パケットを論理“1”で表し、ダミー・パケットを論理“0”で表したバイナリシーケンスが用いられている。

【0061】

これらの終了期限情報とバイナリデータは、有効データのRead処理において利用される。このとき、記録されている終了期限情報を利用してRead処理の終了期限が決定されるとともに、対応するバイナリデータに従ってダミー・パケットが挿入される。

【0062】

これにより、TV23のようなRead処理を要求した受け取り側において、STB22から直接映像データを受け取る場合と同様のシーケンスで、同期転送パケットを受け取ることができる。したがって、受け取り側のバッファメモリを必要以上に増やすことなく、リアルタイムの同期転送が可能になる。

【0063】

あるいは、受け取り側で非同期 (Asynchronous) 転送が可能であれば、ダミー・パケットを挿入せずに有効パケットのみを送出してもよい。この場合、転送データは既にディスク36に格納されているので、受け取り側のペースで転送保証を行いながら、IEEE1394のもう1つの転送モードである非同期転送によりRead処理を実行することができる。

【0064】

ところで、図24に示したトランスポート・パケット3は192バイトの有効データを含んでおり、バッファメモリ34の単位ブロックサイズとしてディスクトラックレベルの64KB程度を採用した場合、約340個のパケット3に相当するデータが単位ブロックに蓄積される。したがって、パケット3から2つのデータ・ブロック・パケット4を生成した場合、約680個のデータ・ブロック・

パケットが一時蓄積されるのに要する時間から終了期限が決定される。

【0065】

図4のスケジューリングの例では、説明を簡単にするため、バッファメモリ34の単位ブロックの容量を有効パケット4個分とし、4つの有効パケットが蓄積されるのに要した時間から終了期限が決定されている。ここで、#1～#10の各矢印は、4つの有効パケットに対応するRead/Write処理を表し、矢印の番号は、スケジューリングされた処理の実行順序を表す。また、矢印の元は終了期限の決定タイミングを表し、矢印の先は決定された終了期限を表す。このスケジューリングの概要は、次のようになる。

#1: Ch4で4パケット分の有効データがディスク36から読み出され、バッファメモリ34に一時蓄積される。このとき、図5に示した他の情報も有効データとともに蓄積される。

【0066】

#2: 終了期限情報に従ってRead処理の終了期限が決定され、バイナリデータ“1010101”に従って、蓄積された有効データがバッファメモリ34から同期転送で送り出される。このとき、バイナリデータの論理“1”に対応して有効パケットRが送り出され、論理“0”に対応してダミー・パケットDが送り出される。それと同時に、次の4パケット分の有効データがディスク36から読み出され、バッファメモリ34に一時蓄積される。

【0067】

#3: #2の処理の間に、まず、Ch1とCh3で、4つの有効パケットWのデータのバッファメモリ34への一時蓄積が完了し、一時蓄積時間から終了期限が決定される。このとき、図5に示した他の情報も有効データとともに蓄積される。

【0068】

ここでは、4つの有効パケットWが連続して送られてきたため、バイナリデータは“1111”となる。また、終了期限は4パケット分の転送時間に基づいて決められ、Ch1とCh3の終了期限は同じ時刻となる。そこで、現在のディス

クヘッドの位置H0が参照され、その位置により近い（シーク距離がより短い）アドレスポイントを持つCh1のWrite処理が優先的にスケジューリングされる。

【0069】

#4：次に、Ch1と同じ終了期限を持つCh3のWrite処理がスケジューリングされる。

【0070】

#5：次に、Ch2で4つの有効パケットWのデータの一時蓄積が完了し、終了期限が決定される。ここでは、4つの有効パケットWの間に2つのダミー・パケットDが送られてきたため、バイナリデータは“101101”となり、終了期限は6パケット分の転送時間に基づいて決められる。

【0071】

以下同様にして、各チャネルのRead/Write処理が終了期限の早い順にスケジューリングされ、#6はCh3、#7はCh4、#8はCh1、#9はCh3、#10はCh2となる。

このように、処理の実行順序は、バッファメモリ34への一時蓄積の終了順ではなく、一時蓄積に要した時間から決定された終了期限の早い順に設定される。したがって、複数のWrite処理をスケジューリングする際、必ずしも一時蓄積が終了した順にディスク36がアクセスされるとは限らない。

【0072】

また、図4の例では、各チャネル毎に単位ブロック3個分のバッファ領域を持ち、終了期限の変動に応じて、ディスク36との間の転送に2ブロック分を利用し、LSI32との間の転送に1ブロック分を利用している。このように、バッファメモリ34の容量は限られているため、終了期限にも上限を設けておく必要がある。

【0073】

この例では、一時蓄積に要する時間は4-8パケットの転送時間の範囲である。そこで、最も長い8パケットの転送時間に基づいて終了期限が設定された直後

に、最大転送レートでデータがバッファメモリ 34 に入力された場合を考えてみる。この場合、既に蓄積されている 1 ブロック分のデータがディスク 36 に書き込まれる間に、2 ブロック分のデータがバッファメモリ 34 に蓄積されることになる。したがって、各チャネル毎に少なくとも 3 ブロック分のバッファ領域が必要であり、終了期限は 8 パケットの転送時間内に設定される必要がある。

【0074】

言い換えれば、終了期限の上限は、バッファメモリ 34 の利用可能な領域に最大転送レートで有効データを蓄積するのに要する蓄積時間により決定される。ここでは、この蓄積時間は、最大転送レートの半分の転送レートの場合の単位ブロック当たりの一時蓄積時間（8 パケットの転送時間）に一致しており、転送レートはそれより小さくならないものと仮定している。

【0075】

また、終了期限情報として有効パケットおよびダミー・パケットの数の合計を用いた場合、これを時間または時刻へ変換することは容易である。ここでは、終了期限情報の範囲は 4 - 8 パケットであり、IEEE 1394 における 1 パケットの転送時間は $125 \mu s$ である。したがって、4 - 8 パケットを転送時間に換算すると、 $500 \mu s - 1 ms$ となり、終了期限は、開始時刻から $500 \mu s - 1 ms$ 経過した時刻となる。開始時刻としては、バッファメモリへの一時蓄積が完了した時刻が用いられる。

【0076】

次に、図 6 は、同期転送パケットにダミー・パケットが含まれない場合のディスクスケジューリングの例を示している。この場合は、ダミー・パケットがないため、各チャネルの処理の開始時刻および転送レートが同じであれば、それらの処理の終了期限は同じになる。そこで、SCAN-EDF のアルゴリズムに基づき、終了期限が同じ 2 つ以上の処理については、シーク方向が同じでシーク距離の短い順に実行順序が設定される。

【0077】

図 6 の例では、Ch 4 の 2 回の Read 処理（#1 および #2）から始まって、Ch 2 の Write 処理（#3）に移り、シーク方向を変えて Ch 4（#4）

、Ch3 (#5)、Ch1 (#6) の順に処理されるようなスケジュールが設定される。その後、#7はCh1、#8はCh3、#9はCh4、#10および#11はCh2、#12はCh4、#13はCh3、#14はCh1となる。

【0078】

次に、図7から図12までを参照しながら、MPU31によるスケジューリング処理について詳細に説明する。MPU31は、実行予定の各チャネルの処理を登録したスケジュールテーブルを保持しており、このテーブルを用いてディスクアクセスのスケジューリングを行う。

【0079】

図7は、Nチャネルを対象に2N個（各チャネル当たり2個）の処理命令を受け付ける場合のスケジュールテーブルを示している。図7のスケジュールテーブルの各要素Order(I) (I=1, 2, ..., m) は、終了期限T、Read/Write処理の識別情報R/W、チャネル番号C、およびディスク36上のブロックアドレスAを含み、実行予定の1つのRead/Write処理を表している。m個の要素は終了期限Tの早い順に並べられている。

【0080】

また、Order(1)に含まれる各データの添え字iは、対応する処理の対象となるチャネルの番号を表し、 $C_i = i$ である。Order(m-1)、Order(m)に含まれる各データの添え字j、kについても同様である。

【0081】

図8は、Write処理のスケジューリングおよび実行のフローチャートである。MPU31は、まず、いずれかのチャネルで単位ブロック分の書き込みデータがバッファメモリ34に一時蓄積されたかどうかを判定する（ステップS11）。一時蓄積が終了していなければ判定を繰り返す。

【0082】

チャネルkで一時蓄積が終了すると、次に、一時蓄積に要した時間に従ってチャネルkのWrite処理の終了期限 T_k を算出する（ステップS12）。一時蓄積時間は、チャネルkの転送レートによって異なるため、終了期限 T_k もそれによって異なってくる。

【0083】

チャンネルkの転送レートは、ダミー・パケットの割合によって変化するが、単位ブロック2個分のデータを転送する間には大きく変化しないと考えられる。したがって、次の単位ブロック分のデータの一時蓄積時間も同じ程度であり、既に蓄積されたデータをこの時間内にディスク36に書き込めばよいことになる。そこで、例えば、タイマから取得した現時刻に一時蓄積時間を加算して、終了期限 T_k を算出する。

【0084】

次に、未処理のm個のWrite処理を終了期限の早い順に並べたスケジュールテーブルの最下位に、チャンネルkのWrite処理を登録する（ステップS13）。ここでは、m+1を改めてmとおき、Order(m)に T_k を登録する。このとき、同時に、 W_k 、 C_k 、および A_k も登録される。

【0085】

次に、登録されたOrder(m)を含めて、m個の要素の終了期限Tを比較し、早い順に要素を並べ替えて（ステップS14）、ステップS1以降の処理を繰り返す。それと同時に、 $m=0$ かどうかを判定する（ステップS15）。

【0086】

$m=0$ でなければ、未処理のWrite処理が残っていると判断し、スケジュールテーブルを参照して、先頭要素Order(1)に登録されたWrite処理の実行をドライバ回路33に指示する（ステップS16）。そして、ドライバ回路33は、バッファメモリ34に蓄積されたチャンネルkのデータを、ディスク36上のアドレス A_k の位置に書き込む。

【0087】

次に、MPU31は、Order(2)以下の要素の番号を1つずつ繰り上げる（ステップS17）。ここでは、 $I=2, 3, \dots, m$ について、 $Order(I-1)=Order(I)$ の置き換えを実行し、 $m-1$ を改めてmとおく。そして、ステップS15以降の処理を繰り返す。

【0088】

ステップS15において $m=0$ であれば、Write処理はすべて終了してい

ると判断し、ステップ S 1 1 以降の処理を繰り返す。

【0089】

また、図9は、Read処理のスケジューリングおよび実行のフローチャートである。各チャンネルでは単位ブロック2個分のデータがドライバ回路33によりディスク36から先読みされ、バッファメモリ34に一時蓄積される（ステップS21）。今、チャンネルkで最初のブロックのデータがバッファメモリ34からLSI32へ転送中であり、次のブロックのデータは先読みが終了したところとする。

【0090】

MPU31は、まず、いずれかのチャンネルで単位ブロック分の読み出しデータがバッファメモリ34から送り出されたかどうかを判定する（ステップS22）。送り出しが終了していなければ判定を繰り返す。

【0091】

チャンネルkのデータの送り出しが終了すると、次に、先読みされている次のブロックのデータの終了期限情報に従って、チャンネルkのRead処理の終了期限 T_k を算出する（ステップS23）。

【0092】

バイナリデータに従って読み出しデータを転送する場合、転送時間は、書き込み時の一時蓄積時間を表す終了期限情報によって決まってくる。そこで、例えば、タイマから取得した現時刻に終了期限情報に対応する時間を加算して、終了期限 T_k を算出する。ドライバ回路33は、この終了期限 T_k までに、次の単位ブロック分のデータをディスク36から先読みすればよい。

【0093】

次に、図8のステップS13と同様にして、未処理のm個のRead処理を含むスケジュールテーブルの最下位に、チャンネルkのRead処理を登録する（ステップS24）。そして、図8のステップS14と同様にして、m個の要素を並べ替えて（ステップS25）、ステップS22以降の処理を繰り返す。それと同時に、 $m=0$ かどうかを判定する（ステップS26）。

【0094】

m=0 でなければ、未処理の R e a d 処理が残っていると判断し、スケジュールテーブルを参照して、先頭要素 O r d e r (1) に登録された R e a d 処理の実行をドライバ回路 33 に指示する (ステップ S 27)。そして、ドライバ回路 33 は、ディスク 36 上のアドレス A_k の位置からチャンネル k のデータを読み出し、バッファメモリ 34 に格納する。

【0095】

次に、MPU 31 は、図 8 のステップ S 17 と同様にして、O r d e r (2) 以下の要素の番号を 1 つずつ繰り上げ (ステップ S 28)、ステップ S 26 以降の処理を繰り返す。そして、ステップ S 26 において m=0 であれば、R e a d 処理はすべて終了していると判断し、ステップ S 22 以降の処理を繰り返す。

【0096】

また、W r i t e 処理と R e a d 処理が混在する場合は、図 10 に示すような処理が行われる。MPU 31 は、まず、いずれかのチャンネルでバッファメモリ 34 へのアクセスが終了したかどうかを判定する (ステップ S 31)。アクセスが終了していなければ判定を繰り返す。

【0097】

チャンネル k のアクセスが終了すると、次に、終了したアクセスの種類が W r i t e 処理に伴う一時蓄積と R e a d 処理に伴う送り出しのいずれであるかを判定する (ステップ S 32)。アクセスが一時蓄積であれば、図 8 のステップ S 12 と同様にして、一時蓄積時間から終了期限 T_k を算出し (ステップ S 33)、アクセスが送り出しであれば、図 9 のステップ S 23 と同様にして、次のブロックのデータの終了期限情報から終了期限 T_k を算出する (ステップ S 34)。

【0098】

次に、図 8 のステップ S 13 と同様にして、スケジュールテーブルの最下位にチャンネル k の処理を登録する (ステップ S 35)。このとき、W r i t e 処理の場合は W_k が登録され、R e a d 処理の場合は R_k が登録される。

【0099】

次に、図 8 のステップ S 14 と同様にして、スケジュールテーブルの要素を並べ替え (ステップ S 36)、ステップ S 31 以降の処理を繰り返す。それと同時

に、 $m=0$ かどうかを判定する（ステップS37）。

【0100】

$m=0$ でなければ、スケジュールテーブルを参照して、先頭要素Order（1）に登録された処理の種類をチェックする（ステップS38）。そして、Wが登録されていれば、Write処理の実行をドライバ回路33に指示し（ステップS39）、Rが登録されていれば、Read処理の実行をドライバ回路33に指示する（ステップS40）。

【0101】

次に、図8のステップS17と同様にして、Order（2）以下の要素の番号を1つずつ繰り上げ（ステップS41）、ステップS37以降の処理を繰り返す。そして、ステップS37において $m=0$ であれば、Read/Write処理はすべて終了していると判断し、ステップS31以降の処理を繰り返す。

【0102】

ところで、図8のステップS14、図9のステップS25、および図10のステップS36においてスケジュールテーブルの要素を並べ替える場合、終了期限Tの比較方法に応じていくつかのアルゴリズムが考えられる。

【0103】

例えば、図7において新たに登録された要素を1つ上の順位の要素と比較するアルゴリズムは、図11のようになる。このアルゴリズムでは、MPU31は、まず、新たに登録されたOrder（m）の終了期限 $T_k(m)$ をOrder（m-1）の終了期限 $T_j(m-1)$ と比較し、 $T_k(m) > T_j(m-1)$ であれば、並べ替えを終了する。

【0104】

また、 $T_k(m) = T_j(m-1)$ であれば、現在のヘッドのブロックアドレスAh、Order（m）のブロックアドレス $A_k(m)$ 、およびOrder（m-1）のブロックアドレス $A_j(m-1)$ の関係をチェックする。そして、 $A_k(m) - Ah > A_j(m-1) - Ah$ であれば、並べ替えを終了する。

【0105】

$T_k(m) = T_j(m-1)$ かつ $A_k(m) - Ah \leq A_j(m-1) - Ah$ 、

または $T_k(m) < T_j(m-1)$ であれば、 $Order(m)$ と $Order(m-1)$ を入れ替える。そして、 $m-1$ を m において、同様の処理を繰り返す。

【0106】

多くの場合、新たに登録された処理の終了期限は既に登録されている処理のそれよりも遅いことが期待できるので、このようなアルゴリズムによれば、並べ替え処理のコストが最小限に押さえられる。

【0107】

また、図7において新たに登録された要素を、登録されているうちの半分の順位の要素と比較するアルゴリズムは、図12のようになる。このアルゴリズムでは、MPU31は、まず、 $Order(m)$ の終了期限 $T_k(m)$ を $Order(m/2)$ の終了期限 $T_j(m/2)$ と比較する。

【0108】

そして、 $T_k(m) > T_j(m/2)$ であれば、次に、 $Order(m/2)$ と $Order(m)$ の間のさらに半分の順位の要素 $Order(3m/4)$ を比較対象とし、 $T_k(m)$ を $T_j(3m/4)$ と比較する。また、 $T_k(m) < T_j(m/2)$ であれば、次に、 $T_k(m)$ を $T_j(m/4)$ と比較する。

【0109】

このような比較処理を繰り返して、 $T_k(m)$ が属する範囲を徐々に絞り込んでいき、最後に確定した順位に $Order(m)$ を挿入する。これにより、2のべき乗程度の回数で比較が終了し、並べ替えが比較的短時間で終了する。

【0110】

次に、図13から図19までを参照しながら、複数のチャネルでリアルタイムの書き込み要求が発生した場合に、ディスク36上の適切な書き込み領域を割り当てるスケジューリング方法について説明する。

【0111】

前述したように、通常、ディスク36には1つ以上のトラックからなる複数のゾーンが設けられている。外周のゾーンの記憶容量は内周のゾーンのそれよりも大きいため、外周のゾーンの転送レートは内周のゾーンのそれよりも大きくなる。そこで、このようなゾーンによる転送レートの違いを考慮し、状況に応じて書

き込み対象のゾーンを動的に変更することにする。

【0112】

図13は、リアルタイムの複数の書き込み要求に対して、Write処理の数に応じてゾーンを決定する処理の原理フローチャートである。MPU31は、まず、複数チャネルのRead/Writeのリアルタイム命令に従い、一定のブロック単位でデータをバッファメモリ34に一時蓄積する（ステップS51）。上述したように、単位ブロックのサイズは、通常、64KB程度である。

【0113】

次に、リアルタイムのWrite命令の実行数が増えた場合には、その実行数に従ってディスク36上の書き込みゾーンをより外周に変更し（ステップS52）、Write命令の実行数が減った場合には、その実行数に従って書き込みゾーンをより内周に変更する（ステップS53）。

【0114】

この方法では、Write命令の実行数とゾーンとがあらかじめ対応付けられており、同時に実行するWrite処理の数に応じて書き込みゾーンを移動することで、転送レートの最適化が図られる。

【0115】

例えば、MPU31は、ステップS52においては、書き込みアドレスを実行数に対応するより外周のゾーンに移動し、ステップS53においては、書き込みアドレスを実行数に対応するより内周のゾーンに移動する。このように、Write処理の数が増えた場合に、より転送レートの高い外周のゾーンを利用することで、処理効率が向上する。

【0116】

また、図14は、リアルタイムの複数の書き込み要求に対して、Write処理の転送レートに応じてゾーンを決定する処理の原理フローチャートである。MPU31は、まず、複数チャネルのRead/Writeのリアルタイム命令に従い、一定のブロック単位でデータをバッファメモリ34に一時蓄積する（ステップS61）。

【0117】

次に、リアルタイムのWrite命令の実行数が増えた場合には、それらの命令の実行レートの合計に従ってディスク36上の書き込みゾーンをより外周に変更し（ステップS62）、Write命令の実行数が減った場合には、実行レートの合計に従って書き込みゾーンをより内周に変更する（ステップS63）。

【0118】

この方法では、複数のWrite命令が要求する転送レートの総和と各ゾーンの転送レートとの関係を考慮してゾーンを移動することで、図13の方法よりさらに綿密な最適化が図られる。

【0119】

MPU31は、ステップS62においては、例えば、複数のWrite命令が要求する転送レートの総和が現在のヘッド位置に対応するゾーンの基準転送レートを上回るならば、書き込みアドレスをより外周のゾーンに移動する。

【0120】

また、ステップS63においては、例えば、転送レートの総和が現在のゾーンの基準転送レートを下回り、かつ、より内周のゾーンの基準転送レートがその総和を上回るならば、書き込みアドレスをより内周のゾーンに移動する。このように、Write処理の数が増えた場合に、より転送レートの高い外周のゾーンを利用することで、処理効率が向上する。

【0121】

図15は、ディスク36上の複数のゾーンと各ゾーンの転送レートの例を示している。ディスク36は、6つのゾーンZ1～Z6に分割され、ゾーンZ1、Z2、Z3、Z4、Z5、Z6の容量は、それぞれ、1トラック当たり92KB、100KB、108KB、116KB、124KB、132KBである。

【0122】

ディスク36の回転数を10000rpm（6ms／回転）とすると、ゾーンZ1、Z2、Z3、Z4、Z5、Z6の転送レートは、それぞれ、15.4MB／s、16.8MB／s、18.1MB／s、19.5MB／s、20.9MB／s、22.3MB／sとなる。一般に、最内周のゾーンの転送レートは最外周のゾーンの60％程度である。

【0123】

図16は、図13のゾーン決定処理に従って、図15のようなゾーンにデータを書き込む処理の例を示している。まず、Write処理のチャンネル数が1 (Ch1) の場合は、最内周のゾーンZ1が選択され、トラックの方向(円周方向)に沿ってCh1、Ch1、Ch1、Ch1、... の順に連続アドレスにデータが書き込まれる。また、チャンネル数が2 (Ch1、Ch2) の場合は、ゾーンZ2が選択され、Ch1、Ch2、Ch1、Ch2、... の順に連続アドレスにデータが書き込まれる。

【0124】

チャンネル数が3 (Ch1~Ch3) の場合は、ゾーンZ3が選択され、Ch1、Ch2、Ch3、... の順に連続アドレスにデータが書き込まれる。また、チャンネル数が4 (Ch1~Ch4) の場合は、ゾーンZ4が選択され、Ch1、Ch2、Ch3、Ch4、... の順に連続アドレスにデータが書き込まれる。

【0125】

チャンネル数が5 (Ch1~Ch5) の場合は、ゾーンZ5が選択され、Ch1、Ch2、Ch3、Ch4、Ch5、... の順に連続アドレスにデータが書き込まれる。また、チャンネル数が6 (Ch1~Ch6) の場合は、ゾーンZ6が選択され、Ch1、Ch2、Ch3、Ch4、Ch5、Ch6、... の順に連続アドレスにデータが書き込まれる。

【0126】

また、図14のゾーン決定処理に従ってデータを書き込む場合は、各ゾーン毎に基準転送レートが設定され、Write処理の転送レートの総和をこの基準転送レートと比較して、書き込みゾーンが決定される。各Write処理の転送レートは、例えば、バッファメモリ34における単位ブロック当たりの一時蓄積時間から計算される。

【0127】

基準転送レートとしては、図15に示した各ゾーンの転送レート以下の値が用いられる。ここでは、シーク待ち、回転待ちの時間を考慮して、各ゾーンの転送レートの30%程度の値を用いることにし、ゾーンZ1、Z2、Z3、Z4、Z

5、Z6の基準転送レートを、それぞれ、5.0MB/s、5.5MB/s、6.0MB/s、6.5MB/s、7.0MB/s、7.5MB/sとする。

【0128】

まず、Write処理の転送レートの総和が5.0MB/s以下の場合は、最内周のゾーンZ1が選択され、図16と同様にして、ゾーンZ1の連続アドレスにデータが書き込まれる。また、転送レートの総和が5.0MB/sより大きく5.5MB/s以下の場合は、ゾーンZ2の連続アドレスにデータが書き込まれる。

【0129】

転送レートの総和が5.5MB/sより大きく6.0MB/s以下の場合は、ゾーンZ3の連続アドレスにデータが書き込まれ、それが6.0MB/sより大きく6.5MB/s以下の場合は、ゾーンZ4の連続アドレスにデータが書き込まれる。また、転送レートの総和が6.5MB/sより大きく7.0MB/s以下の場合は、ゾーンZ5の連続アドレスにデータが書き込まれ、それが7.0MB/sより大きく7.5MB/s以下の場合は、ゾーンZ6の連続アドレスにデータが書き込まれる。

【0130】

このように、各チャネルのデータは、ディスク36上の同じゾーンまたは近接したゾーンに集中して、かつ、スケジューリングされた順序に従ってできる限りシーケンシャルに書き込まれる。これにより、シーク待ち、回転待ち等の時間を短縮することができる。

【0131】

また、割り当てられたゾーンが実行時に一杯の場合は、自動的により外側の隣接するゾーンが選択され、外側のゾーンがすべて一杯の場合は、内側のゾーンが選択される。

【0132】

図17は、図13のゾーン決定処理に基づくWrite処理のフローチャートである。ストレージデバイス21は、まず、Nチャネルの同時Write命令を受け付けてそれらを実行し（ステップS71）、同時Write処理のチャネル

数の増減があるかどうかをチェックする（ステップ S 7 2）。

【0 1 3 3】

チャンネル数が増えた場合は、書き込みゾーンを 1 つ外側に移動し、チャンネル数 N を 1 だけインクリメントして（ステップ S 7 3）、N チャンネルの同時 W r i t e 処理をスケジューリングされた順序で実行する（ステップ S 7 4）。このとき、各チャンネルのデータは、選択されたゾーンにシーケンシャルに書き込まれ、ステップ S 7 2 以降の処理が繰り返される。

【0 1 3 4】

ステップ S 7 2 においてチャンネル数が減った場合は、書き込みゾーンを内側に移動し、チャンネル数 N を 1 だけデクリメントして（ステップ S 7 5）、N = 0 となったかどうかをチェックする（ステップ S 7 6）。N = 0 でなければ、ステップ S 7 4 以降の処理を行う。

【0 1 3 5】

また、ステップ S 7 2 においてチャンネル数が変化していない場合は、書き込みゾーンを移動せずにステップ S 7 4 以降の処理を行う。そして、ステップ S 7 6 において N = 0 となれば、同時 W r i t e 処理がすべて終了したと判断し、処理を終了する。

【0 1 3 6】

ところで、図 1 5 に示したような内周と外周の転送レートが異なるディスク 3 6 では、内周ゾーンに集中してデータを書き込むことが困難である。この場合、内周と外周のゾーンを対にして交互にアクセスすることで、ディスク全体で転送レートが平均化され、一定の転送レートが得られると考えられる。例えば、図 1 5 の 6 つのゾーンの平均転送レートは、1 8 . 8 M B / s である。

【0 1 3 7】

図 1 8 は、このような W r i t e 処理のフローチャートである。ストレージデバイス 2 1 は、まず、複数チャンネルの W r i t e のリアルタイム命令に従い、一定のブロック単位でデータをバッファメモリ 3 4 に一時蓄積する（ステップ S 8 1）。

【0 1 3 8】

次に、ドライバ回路 33 は、ゾーン対の片方のゾーンに対して、複数チャンネルの Write 命令に対応する実行数分のブロックデータを連続して書き込み（ステップ S82）、ゾーン対の他方のゾーンにヘッドを移動する（シークする）（ステップ S83）。

【0139】

次に、移動先のゾーンに対して、複数チャンネルの Write 命令に対応する実行数分のブロックデータを連続して書き込み（ステップ S84）、ゾーン対の他方のゾーンにヘッドを戻す（ステップ S85）。

【0140】

次に、書き込みデータが終了したかどうかを判定し（ステップ S86）、データが終了していなければ、ステップ S82 以降の処理を繰り返す。そして、ステップ S86 においてデータが終了すれば、処理を終了する。

【0141】

この方法によれば、内周と外周のゾーン間をヘッドが交互に移動しながら、各ゾーンにシークンシャルにデータが書き込まれる。言い換えれば、データはディスク 36 上の一部分に集中して書き込まれるのではなく、ゾーン単位で分散させながら書き込まれる。これにより、ディスク全体で転送レートが平均化されるため、処理効率が向上する。

【0142】

図 19 は、図 18 の書き込み処理の例を示している。Write 処理のチャンネル数を 3（Ch1～Ch3）とし、最内周のゾーン Z1 と最外周のゾーン Z6 をゾーン対とすると、まず、ゾーン Z1 において、Ch1、Ch2、Ch3、... の順に連続アドレスにデータが書き込まれ、次に、ゾーン Z6 にシークして、Ch1、Ch2、Ch3、... の順に連続アドレスにデータが書き込まれる。

【0143】

このような動作が書き込みデータが終了するまで繰り返され、ディスクヘッドはゾーン Z1 とゾーン Z6 の間を往復しながら、3 チャンネルの連続書き込みを行う。

【0144】

以上説明したように、ディスクアクセスの制御は、主として、図2のMPU31により行われる。MPU31は、図20に示すように、マイクロプロセッサ41とメモリ42を含む。メモリ42は、例えば、ROM (read only memory)、RAM (random access memory) 等を含み、制御に用いられるプログラムとデータを格納する。マイクロプロセッサ41は、メモリ42を利用してプログラムを実行することにより、必要な処理を行う。

【0145】

バス35に接続された媒体駆動装置43は、可搬記録媒体44を駆動し、その記録内容にアクセスする。可搬記録媒体44としては、メモリカード、フロッピーディスク、CD-ROM (compact disk read only memory)、光ディスク、光磁気ディスク (magneto-optical disk) 等、任意のコンピュータ読み取り可能な記録媒体が用いられる。この可搬記録媒体44に上述のプログラムとデータを格納しておき、必要に応じて、それらをMPU31にロードして使用することもできる。

【0146】

さらに、MPU31は、LSI32を介して、外部のネットワークから上述のプログラムとデータを受け取り、それらをメモリ42にロードして使用することもできる。

【0147】

本発明は、ホームネットワークにおける映像／音声データの処理だけでなく、データをリアルタイムで処理しなければならないような任意の用途に適用することができる。例えば、処理対象のデータをコンピュータシステムへ取り込む場合にも、同様の制御が可能である。また、アクセス対象としては、磁気ディスク、光ディスク、光磁気ディスクを始めとして、メモリカード等も含む任意の記録媒体を用いることができる。

【0148】

【発明の効果】

本発明によれば、実際の書き込みデータの転送レートに従って終了期限を決め、それに基づいてディスクアクセスのスケジューリングを行うことで、多数のチ

チャネルの記録／再生が可能になる。また、リアルタイムの複数の書き込み要求に対して書き込み領域による転送レートの違いを利用することで、処理が効率化され、さらに多数のチャネルの記録／再生が可能になる。

【図面の簡単な説明】

【図 1】

本発明のアクセス制御装置の原理図である。

【図 2】

ストレージシステムの構成図である。

【図 3】

ディスクスケジューリングの原理フローチャートである。

【図 4】

第 1 のディスクスケジューリングを示す図である。

【図 5】

データフォーマットを示す図である。

【図 6】

第 2 のディスクスケジューリングを示す図である。

【図 7】

スケジュールテーブルを示す図である。

【図 8】

書き込み処理のフローチャートである。

【図 9】

読み出し処理のフローチャートである。

【図 1 0】

書き込み／読み出し処理のフローチャートである。

【図 1 1】

第 1 の並べ替えアルゴリズムを示す図である。

【図 1 2】

第 2 の並べ替えアルゴリズムを示す図である。

【図 1 3】

第 1 のゾーン決定処理の原理フローチャートである。

【図 1 4】

第 2 のゾーン決定処理の原理フローチャートである。

【図 1 5】

複数ゾーンとその転送レートを示す図である。

【図 1 6】

チャンネル数に基づく書き込み処理を示す図である。

【図 1 7】

チャンネル数に基づく書き込み処理のフローチャートである。

【図 1 8】

ゾーン対を用いた書き込み処理のフローチャートである。

【図 1 9】

ゾーン対を用いた書き込み処理を示す図である。

【図 2 0】

制御プログラムの格納場所を示す図である。

【図 2 1】

従来のディスクスケジューリングを示す図である。

【図 2 2】

一定レートの転送データを示す図である。

【図 2 3】

可変レートの転送データを示す図である。

【図 2 4】

同期転送を示す図である。

【符号の説明】

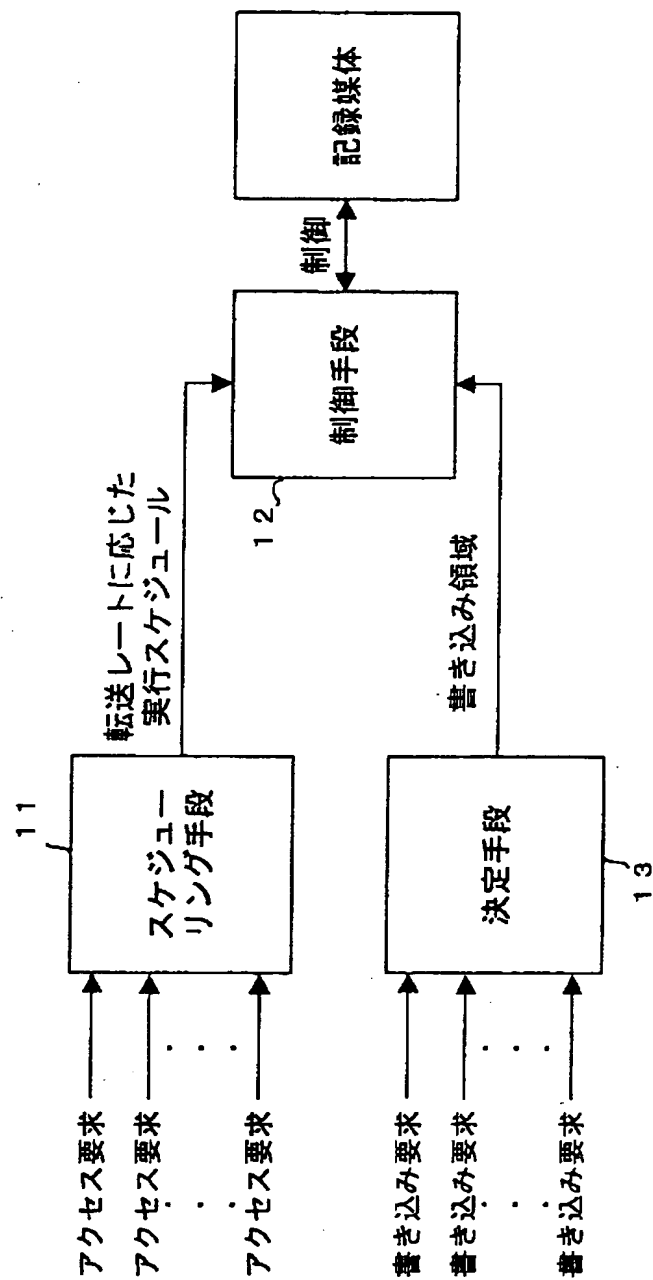
- 1、 3 6 ディスク
- 2、 3 4 バッファメモリ
- 3 トランSPORT・パケット
- 4 データ・ブロック・パケット
- 5 ダミー・パケット

- 1 1 スケジューリング手段
- 1 2 制御手段
- 1 3 決定手段
- 2 1 ストレージデバイス
- 2 2 セットトップボックス
- 2 3 デジタルTV
- 2 4 I E E E 1 3 9 4 回線
- 3 1 制御用MPU
- 3 2 I E E E 1 3 9 4 L S I
- 3 3 ドライバ回路
- 3 5 バス
- 4 1 マイクロプロセッサ
- 4 2 メモリ
- 4 3 媒体駆動装置
- 4 4 可搬記録媒体

【書類名】
図面

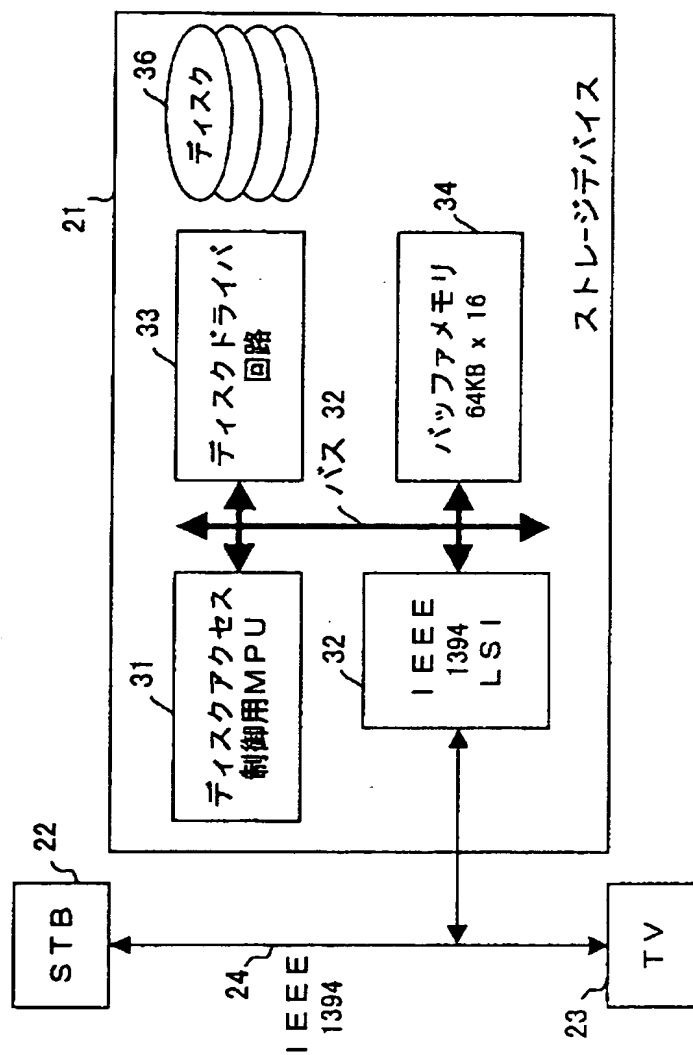
【図 1】

本 発 明 の 原 理 図



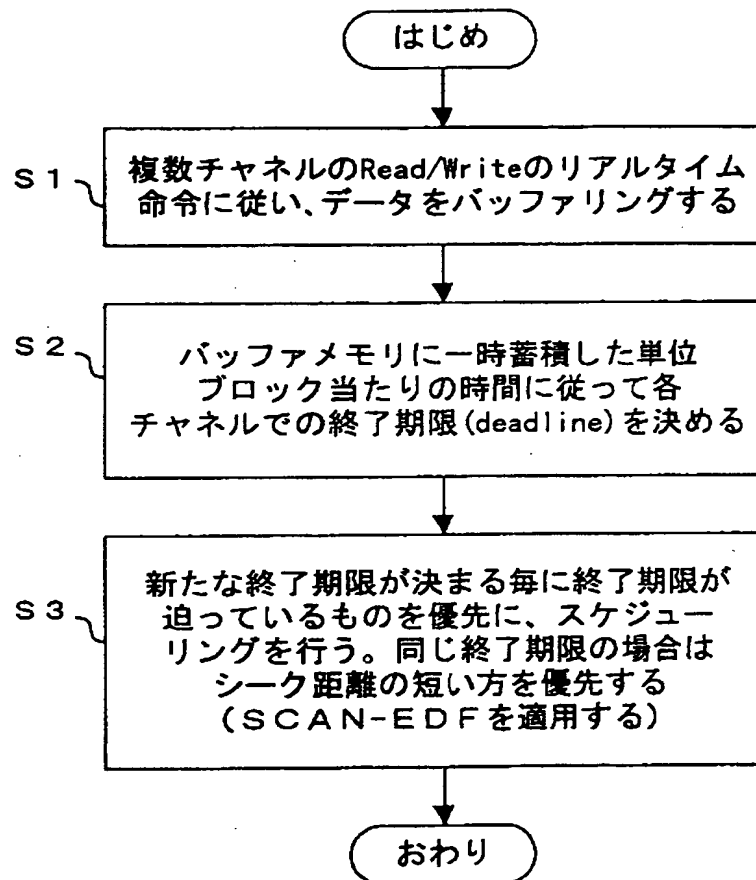
【図 2】

ストレージシステムの構成図



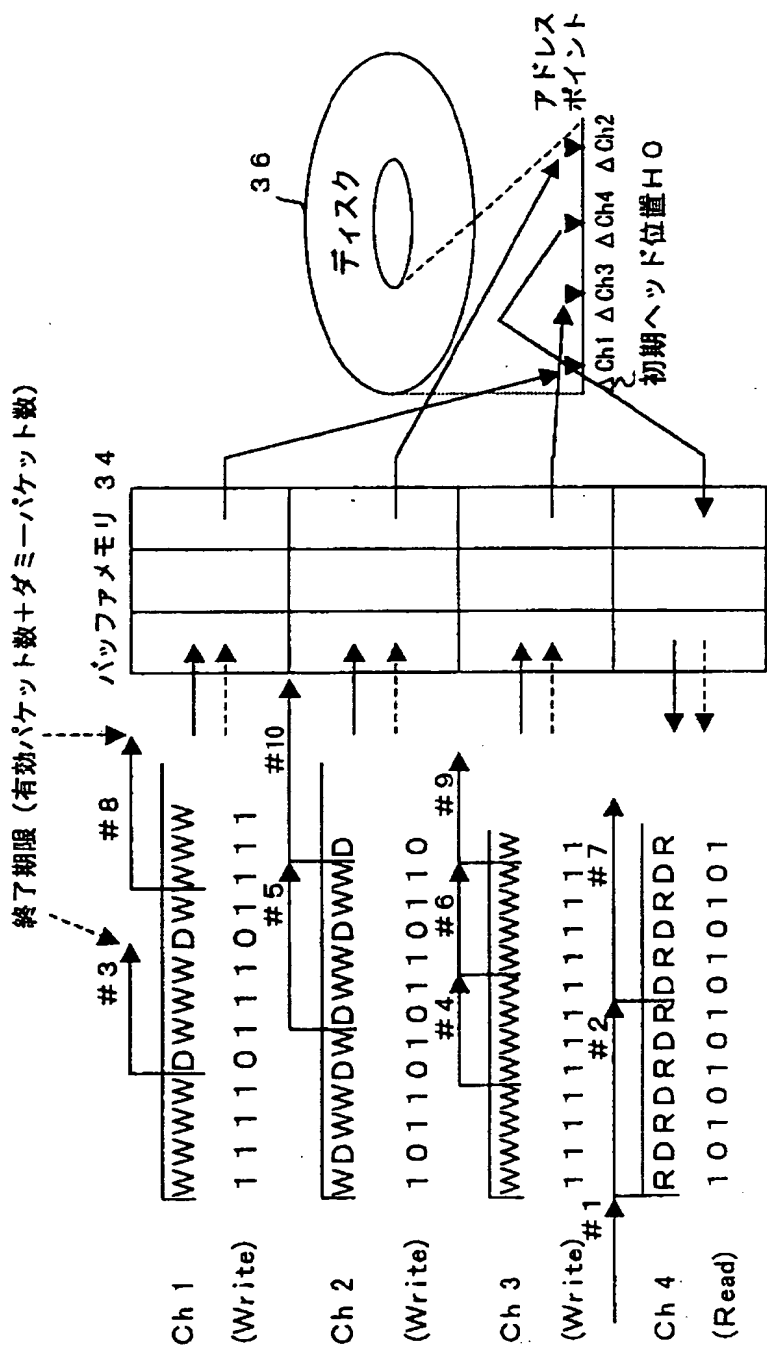
【図 3】

ディスクスケジューリングの原理フローチャート



【図 4】

第 1 のディスクスケジューリングを示す図



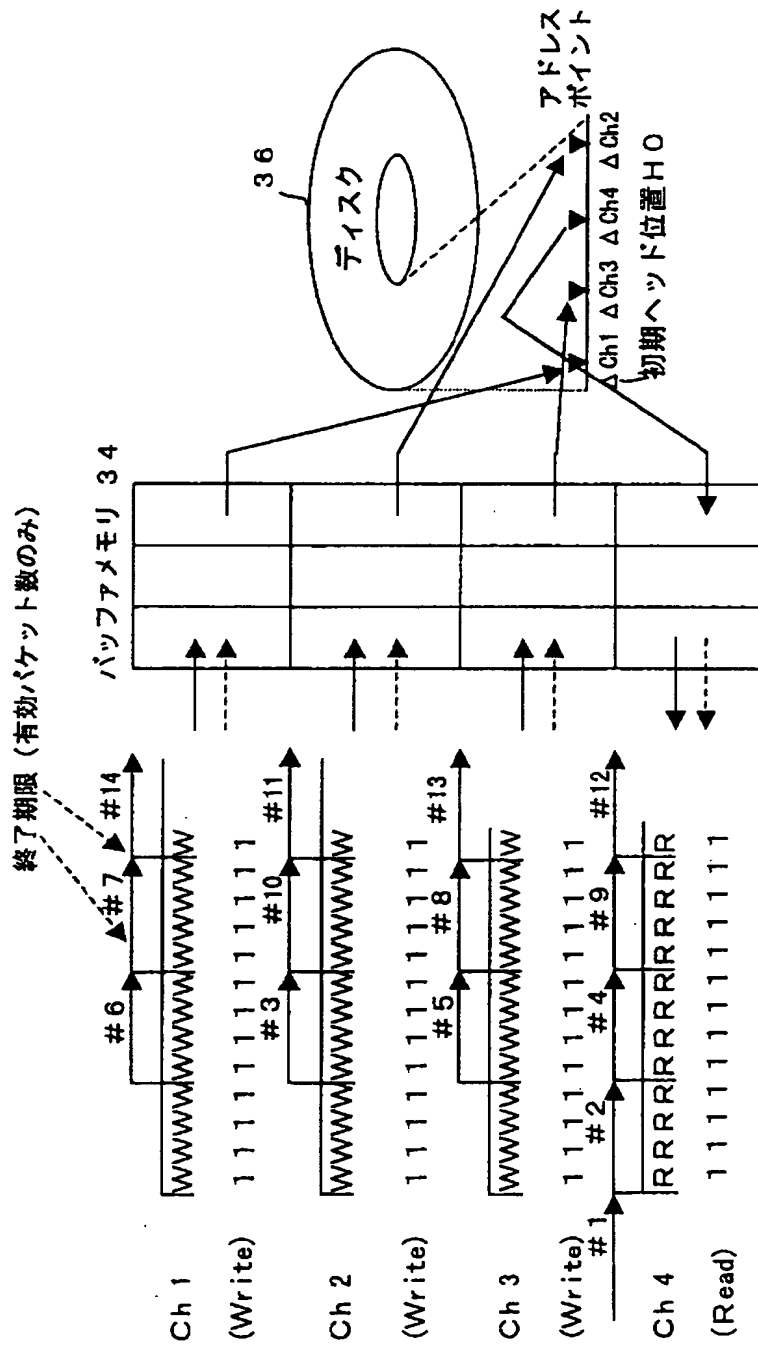
【図 5】

データフォーマットを示す図

最大転送レート (バイト数/パケット数)	終了期限 情報	バイナリ データ	有効 データ
-------------------------	------------	-------------	-----------

【図 6】

第 2 のディスクスケジューリングを示す図



【図 7】

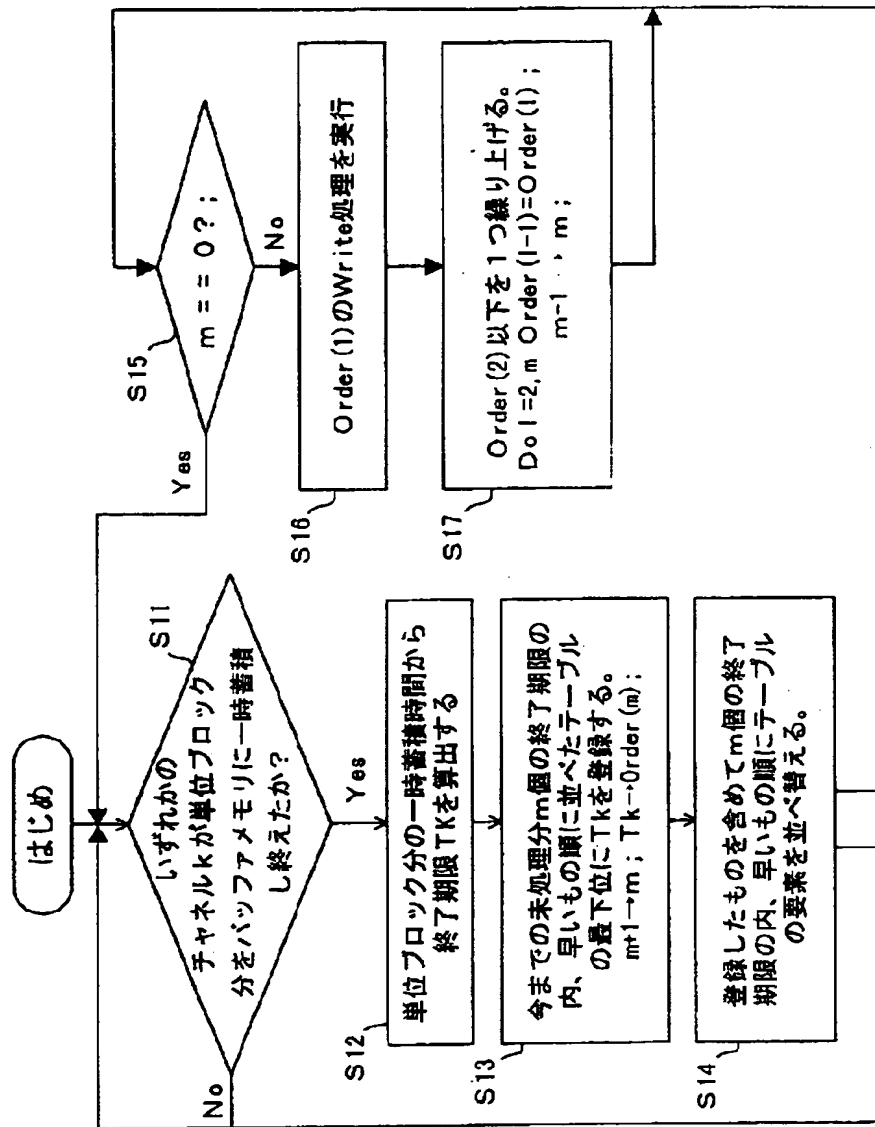
スケジュールテーブルを示す図

処理 順番	終了期限 T	R/W 属性 C	ディスク上の ブロックアドレス A	
1	T_i	W_i	C_i	A_i
.
.
.
m-1	T_j	R_j	C_j	A_j
登録 → m	T_k	R_k	C_k	A_k
.
.
.
2N				

Order(I) = { T, R/W, C, A }

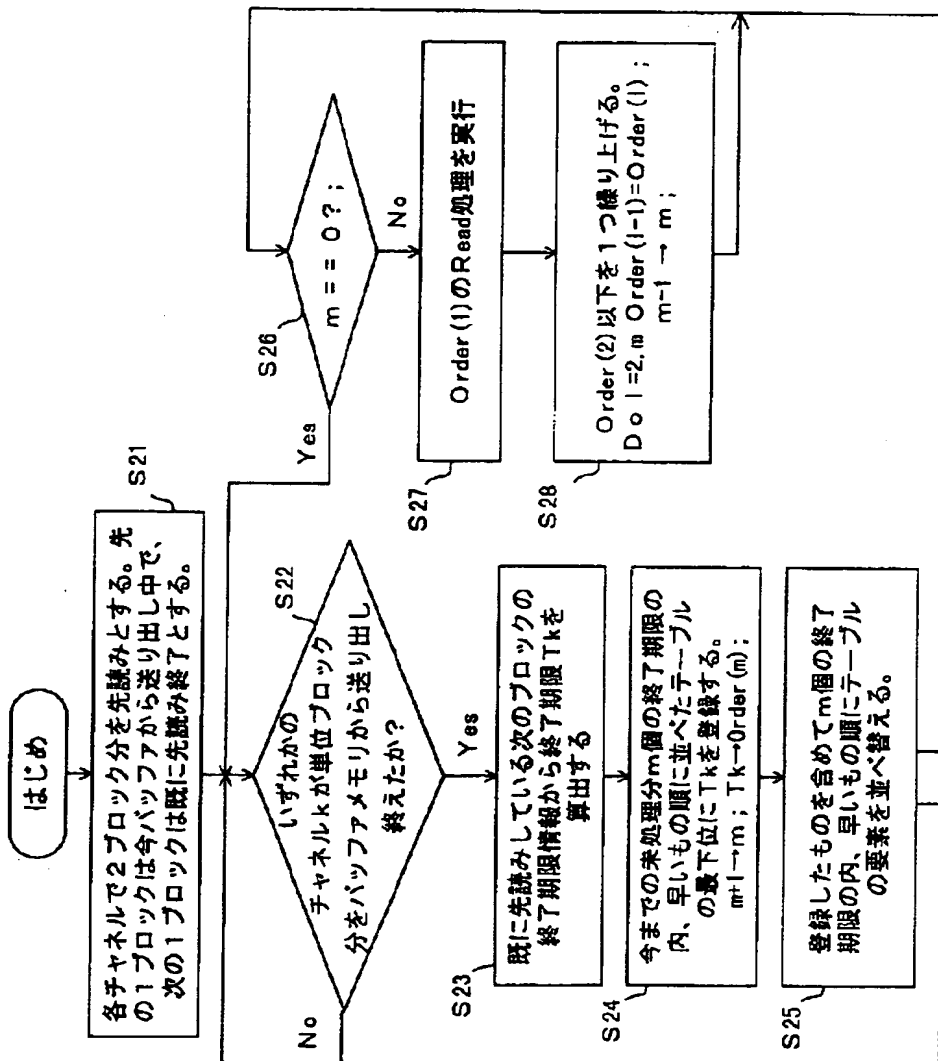
【図 8】

書き込み処理のフローチャート



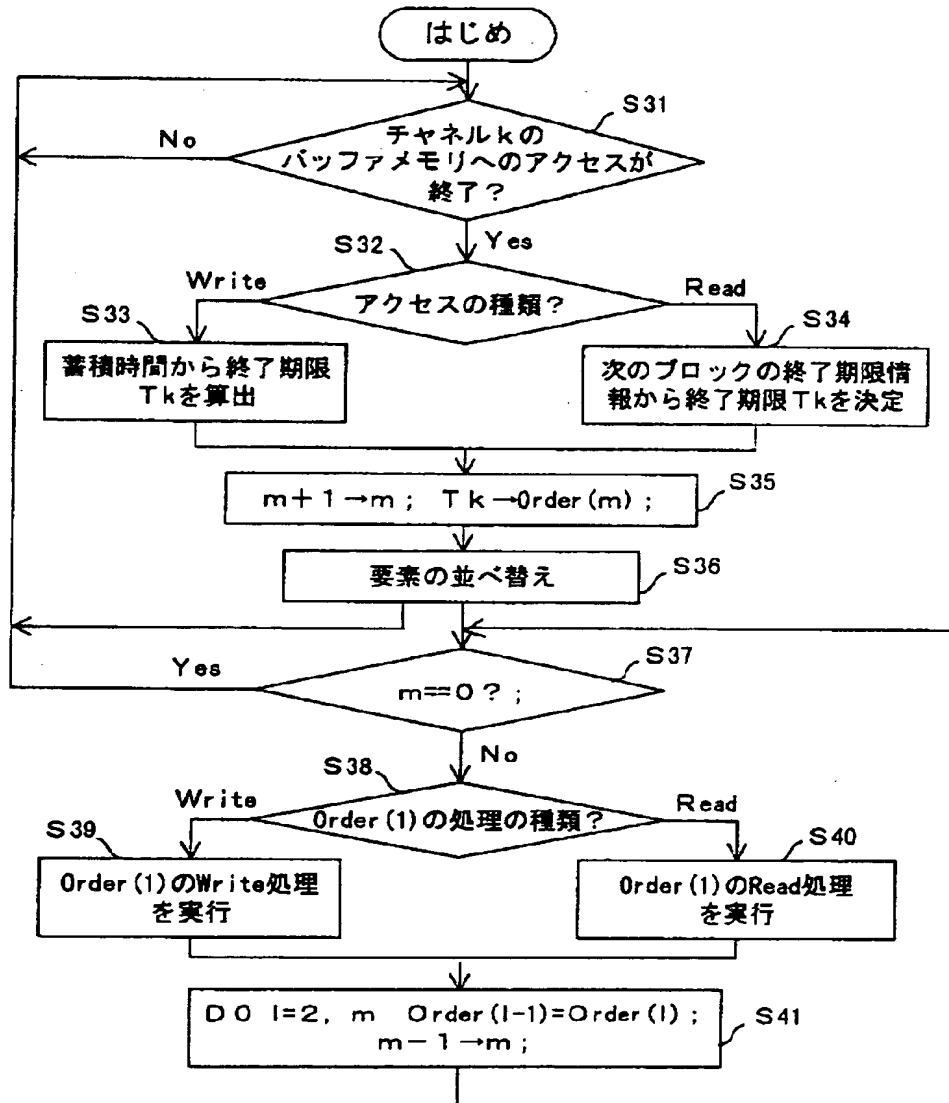
【図 9】

読 出 処 理 の フ ロ ー チ ャ ー ト



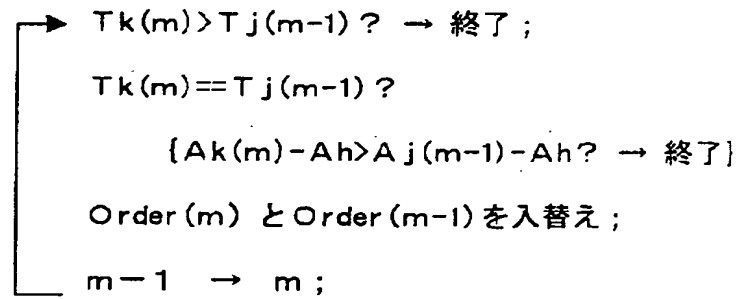
【図 10】

書き込み / 読み出し処理のフローチャート



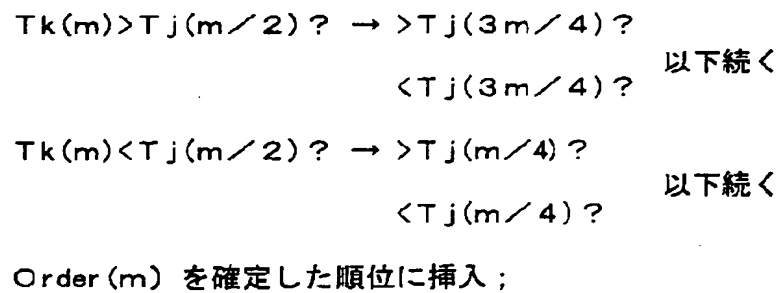
【図 1 1】

第 1 の並べ替えアルゴリズムを示す図



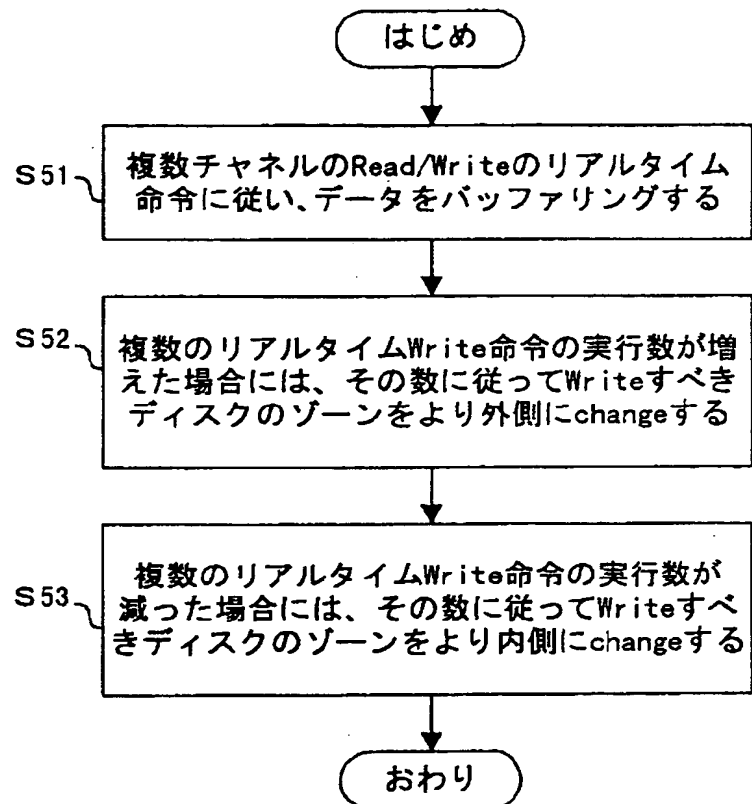
【図 1 2】

第 2 の並べ替えアルゴリズムを示す図



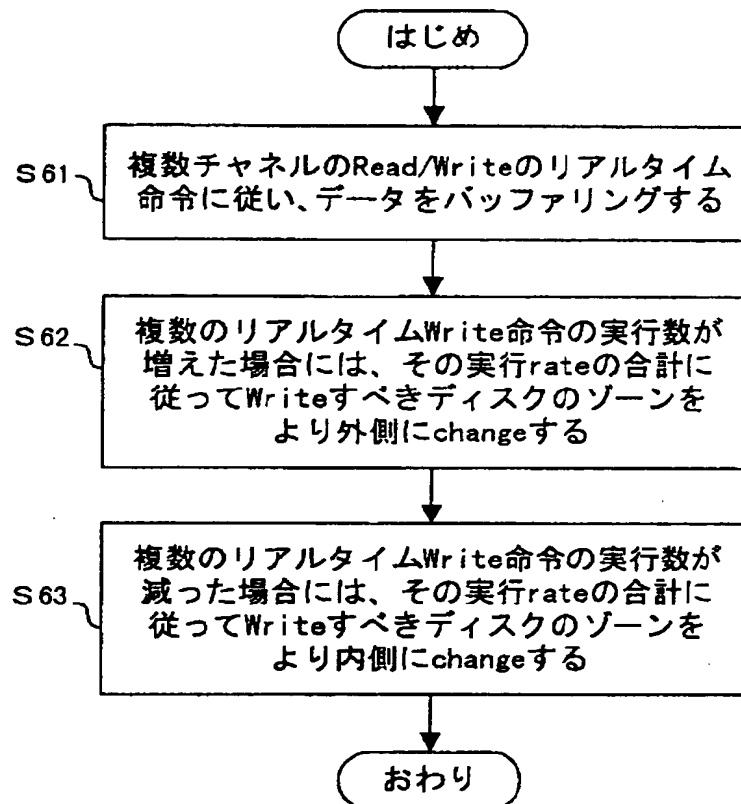
【図 1 3】

第 1 のゾーン決定処理の原理フローチャート



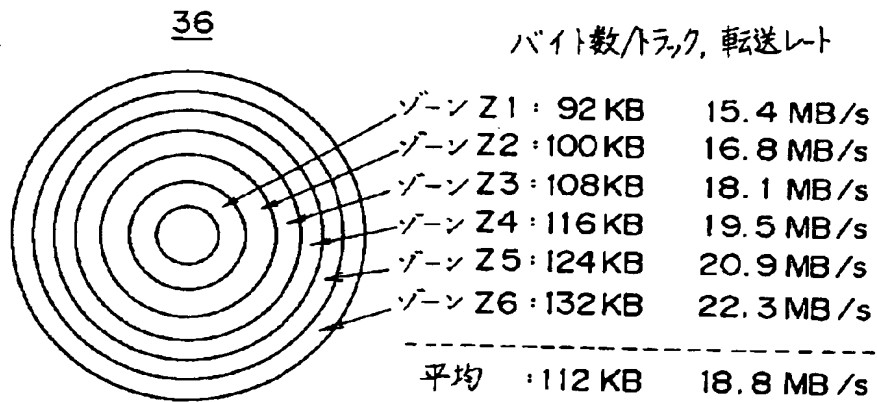
【図 1 4】

第 2 のゾーン決定処理の原理フローチャート



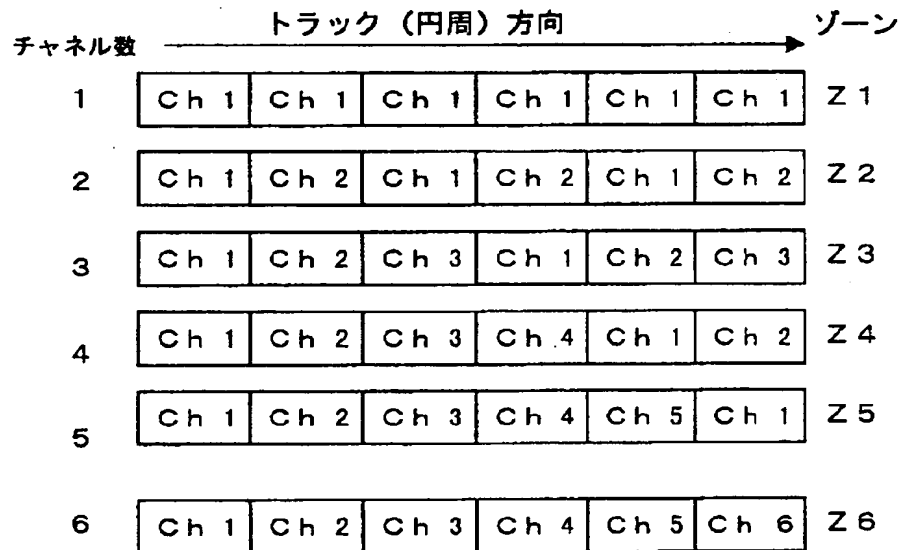
【図 15】

複数ゾーンとその転送レートを示す図



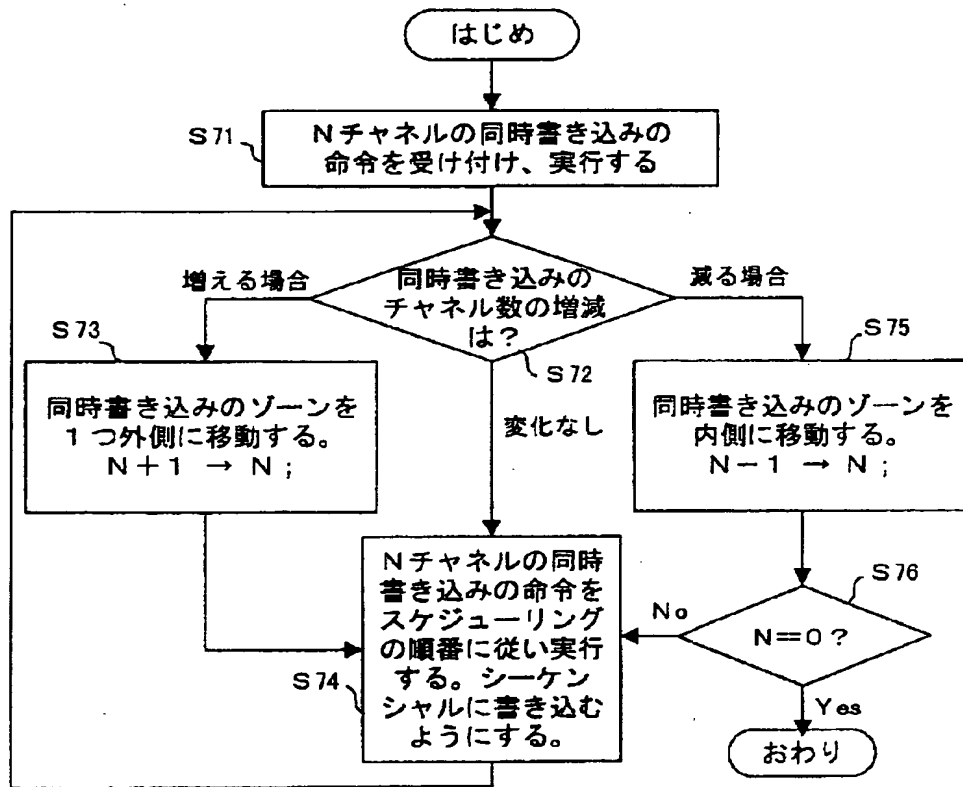
【図 1 6】

チャンネル数に基づく書き込み処理を示す図



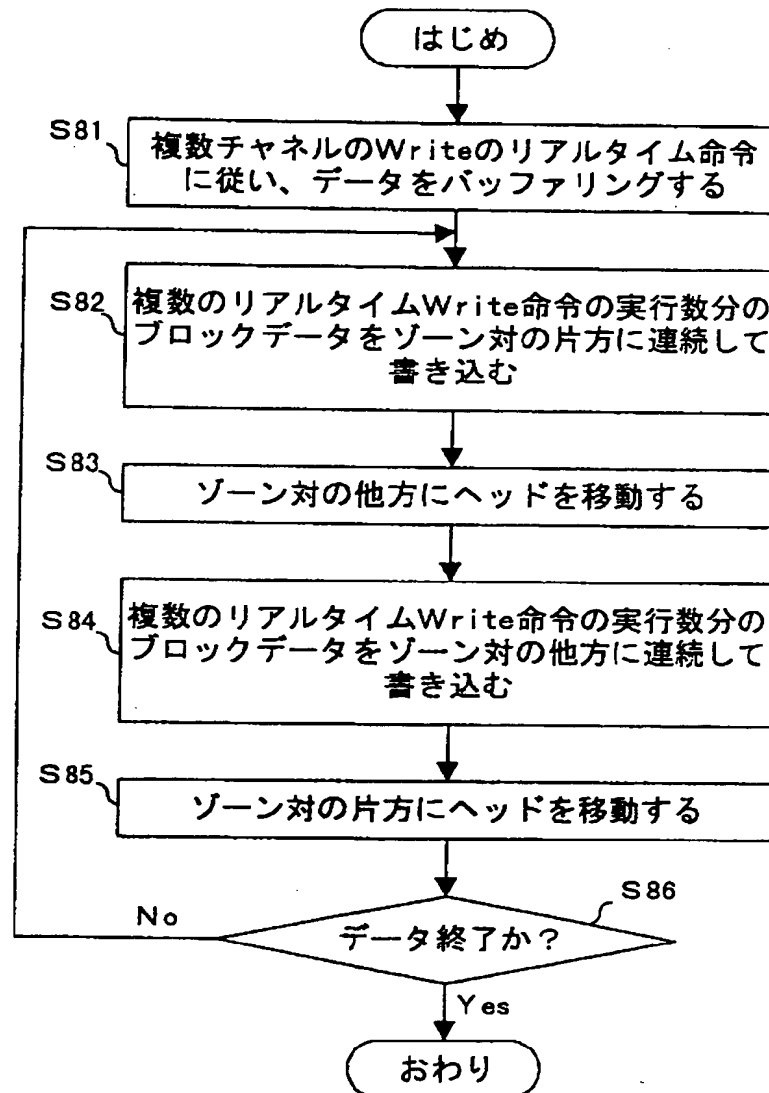
【図 17】

チャンネル数に基づく書き込み処理のフローチャート



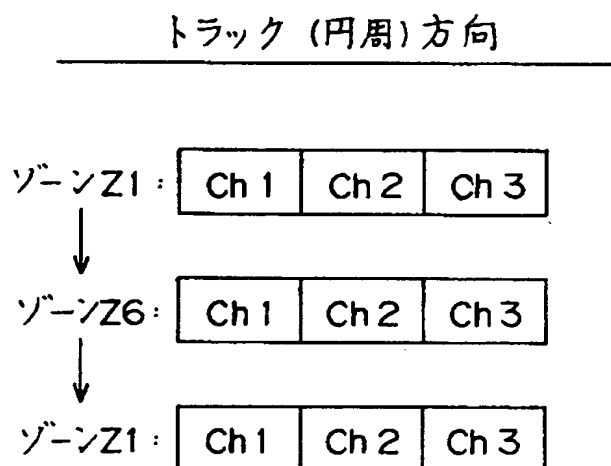
【図 18】

ゾーン対を用いた
書き込み処理のフローチャート



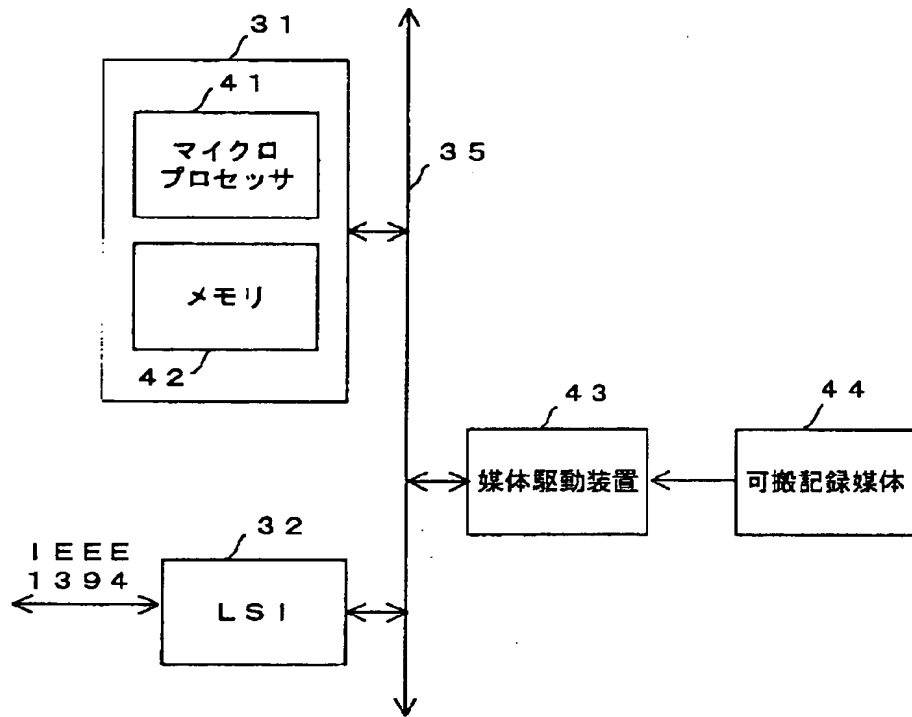
【図 19】

ゾーン対を用いた書き込み処理を示す図



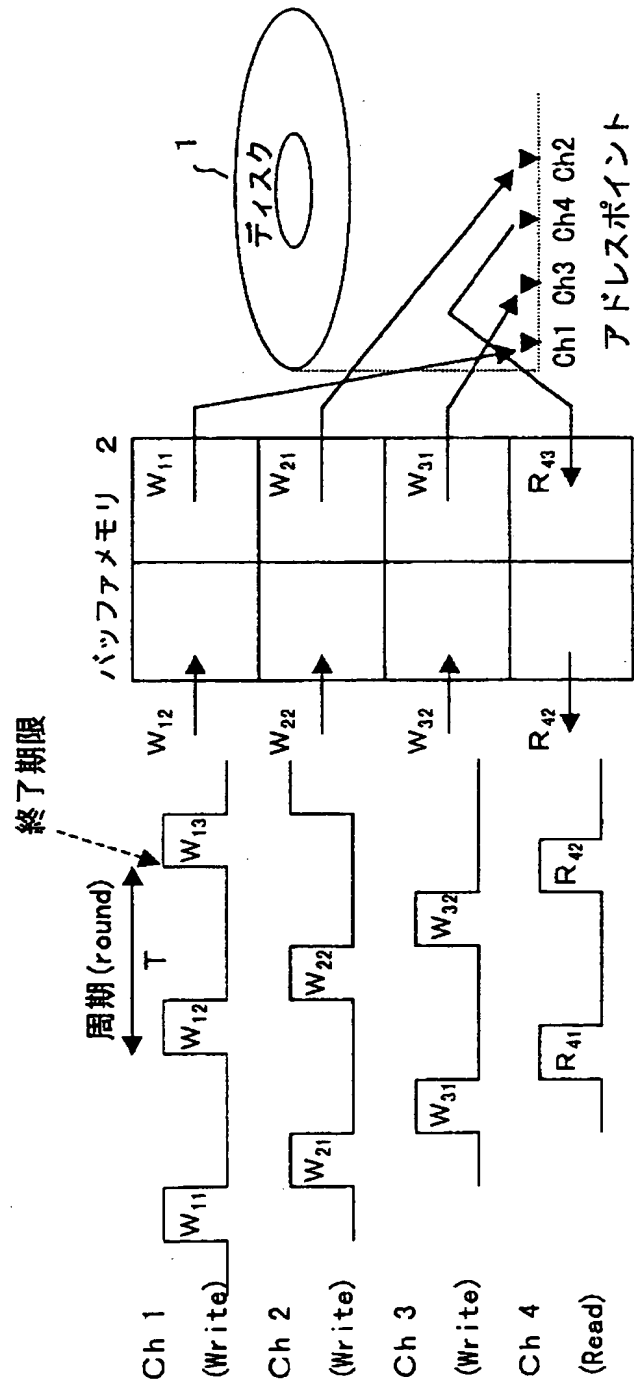
【図 2 0】

制 御 プ ロ グ ラ ム の 格 納 場 所 を 示 す 図



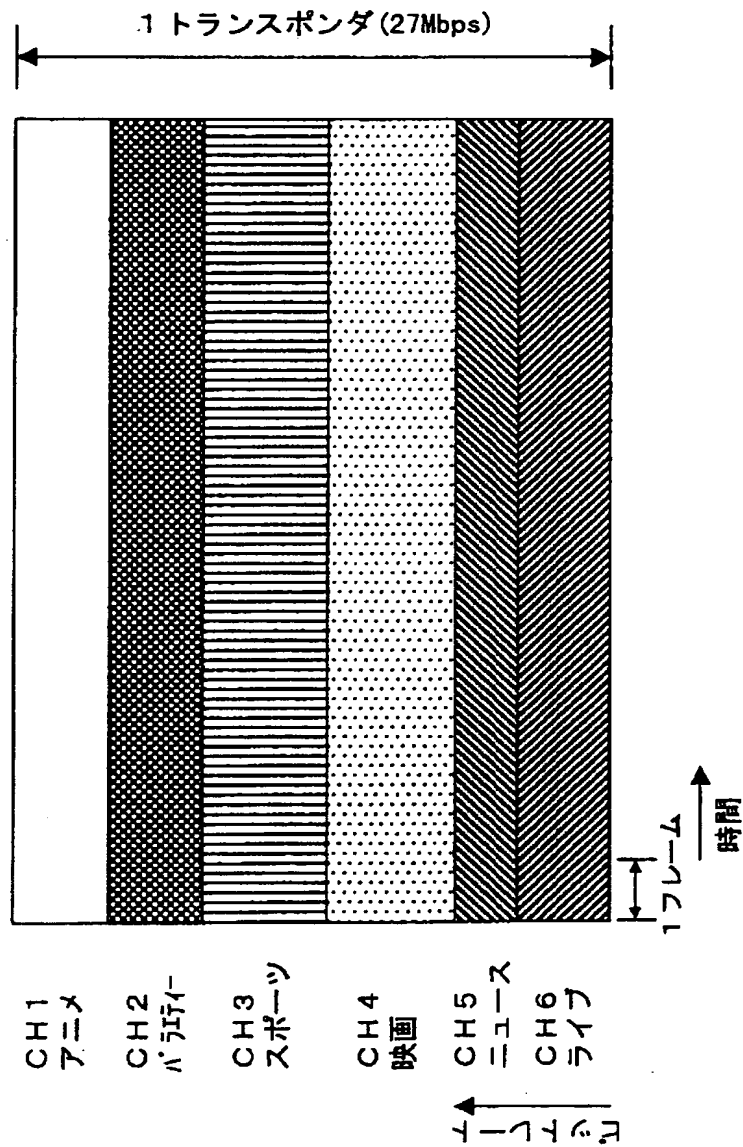
【図 2 1】

従来の
ディスクスケジューリングを示す図



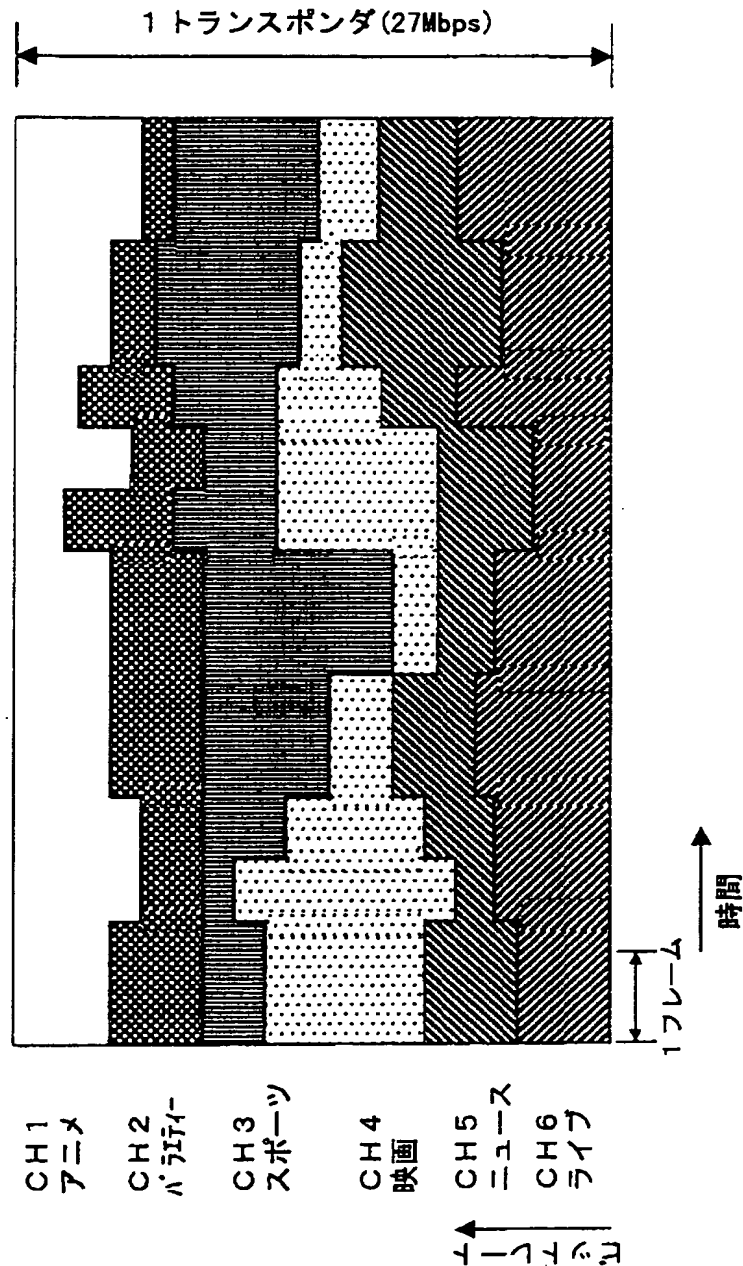
【図 2 2】

一定レートの転送データを示す図



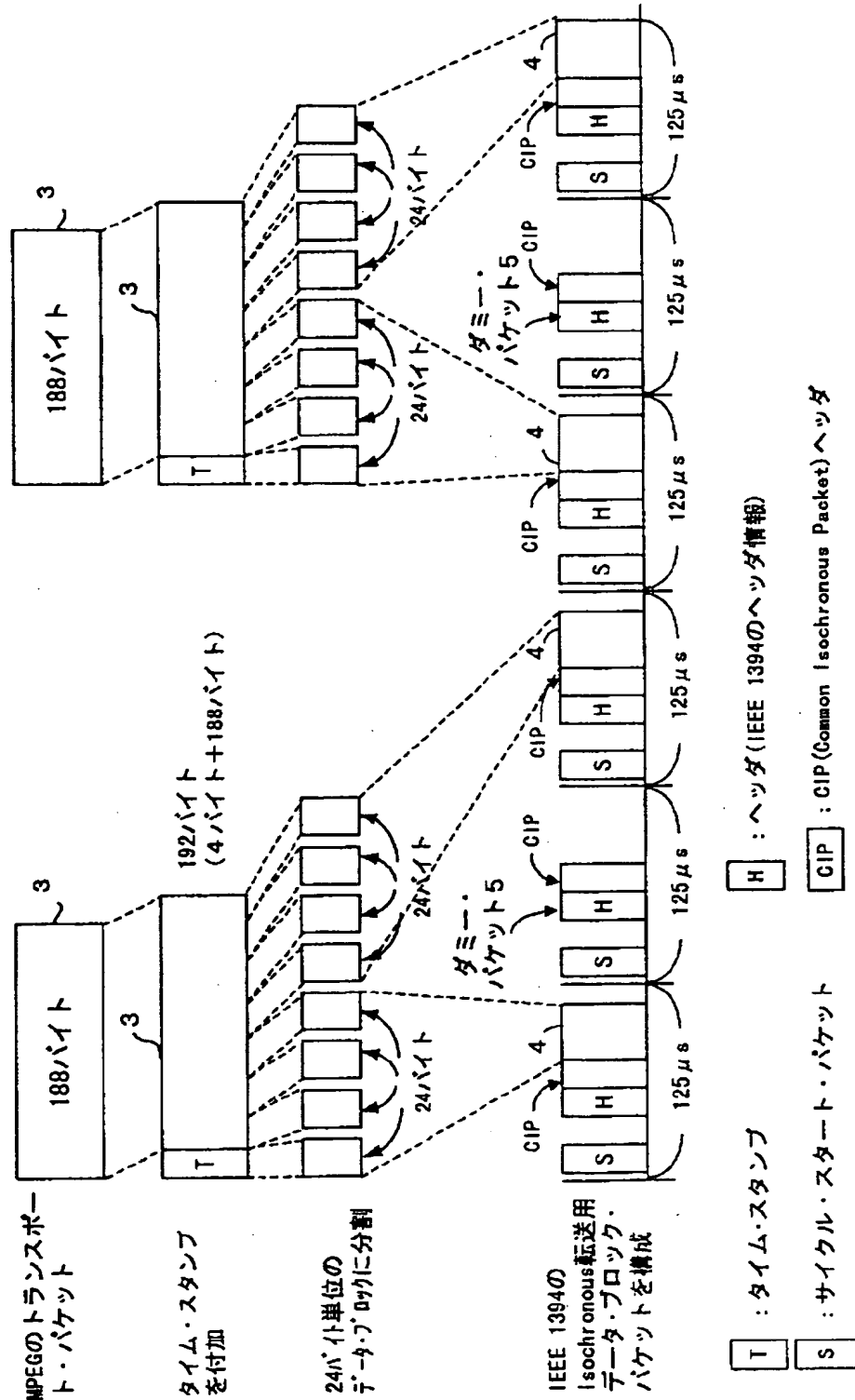
【図 23】

可変レートの転送データを示す図



【図 24】

同期転送を示す図



【書類名】 要約書

【要約】

【課題】 記録／再生に伴う記録媒体へのアクセス制御において、より多くのチャンネルを効率良く処理することが課題である。

【解決手段】 チャンネル C h 1、C h 2、C h 3 の W r i t e 処理においては、有効パケット W とダミー・パケット D の割合により変化する転送レートに基づいて、各チャンネルの終了期限が設定され、終了期限情報が書き込みデータとともにディスク 3 6 に書き込まれる。また、C h 4 の R e a d 処理においては、読み出しデータとともにディスク 3 6 から読み出された終了期限情報に基づいて、終了期限が設定される。そして、終了期限の早い処理から順に実行される。また、ディスク 3 6 の外周と内周の転送レートの差を考慮して、書き込みゾーンが決定される。

【選択図】 図 4

出 願 人 履 歴 情 報

識別番号 [000005223]

1. 変更年月日	1996年 3月26日
[変更理由]	住所変更
住 所	神奈川県川崎市中原区上小田中4丁目1番1号
氏 名	富士通株式会社